Konekielinen ohjelmointi

Muistitilan käyttö ja tiedon sijainti suoritusaikana

Muuttujat

Tietorakenteet: yksi- ja moniulotteiset taulukot, tietueet

Kontrolli: valinta, toisto

Koodin optimointi

Tarkistukset

Tässä luennossa tutustutaan konekielisen ohjelmoinnin perusasioihin, kuten muuttujien ja yksinkertaisten tietorakenteiden määrittelyyn ja aritmeettisten lausekkeiden toteutukseen. Käymme myös läpi peruskontrollirakenteet: valinnan ja toiston. Aliohjelmien ja käyttöjärjestelmäpalvelujen toteutus käsitellään seuraavalla luennolla. Tutustumme tässä myös optimoinnin peruspiirteisiin ja kuinka koodissa pitäisi toteuttaa tietorakenteiden käytön tarkistukset. Monimutkaisemmista tietorakenteista käymme läpi tietueet, listat ja moniulotteiset taulukot. Ensi alkuun käsittelemme kuitenkin tiedon sijaintia järjestelmässä.

Tiedon sijainti suoritusaikana

Muistissa ("keskusmuistissa")

- ohjelman data-alueella vai koodialueella (konekäskyn osoiteosassa?)
- iso — Esim. 1 GB eli 256M 32-bitttistä sanaa — TTK-91: 512 sanaa
- hidas — Esim. 10 ns muistin hakuaika

Rekisterissä (konekäskyssä viitattavassa laiterekisterissä)

- konekäskyssä viitattavassa laiterekisterissä (R4?)
- suorittimen sisäisessä työrekisterissä (TR? IR?)
- pieni — Esim 256B eli 64 kpl 32-bittistä sanaa — TTK-91: 8 kpl + PC + TR ...
- nopea — Esim. 1 ns

Probleema: milloin muuttujan X arvo pidetään muistissa ja milloin rekisterissä?

- missä päin muistia? miten siihen viitataan?
- missä rekisterissä? milloin?

Ohjelman suoritusaikana käyttämä tieto voi olla useassa eri paikassa ja tällä on paljon merkitystä ohjelman suoritusnopeuteen. Keskusmuisti on käskyjä suorittavien piirien kannalta aika hidas, mutta sillä on hyvänä puolena suuri koko. Nykyaikaisessa pöytäkoneessa voi olla esimerkiksi 1 GB muistia, mutta tiedon hakemiseen muistista voi kulua esimerkiksi 10 ns. Muistin toimintaa tosin käytännössä nopeuttaa automaattisesti toimiva välimuistilaitteisto, mutta unohtakaamme se nyt toistaiseksi. Ttk-91 koneen muisti on oletusarvoisesti 512 32-bittistä saraa.

Tiedon sijainti suoritusaikana

Muistissa ("keskusmuistissa")

- ohjelman data-alueella vai koodialueella (konekäskyn osoiteosassa?)
- iso — Esim. 1 GB eli 256M 32-bitttistä sanaa — TTK-91: 512 sanaa
- hidas — Esim. 10 ns muistin hakuaika

Rekisterissä (konekäskyssä viitattavassa laiterekisterissä)

- konekäskyssä viitattavassa laiterekisterissä (R4?)
- suorittimen sisäisessä työrekisterissä (TR? IR?)
- pieni — Esim 256B eli 64 kpl 32-bittistä sanaa — TTK-91: 8 kpl + PC + TR ...
- nopea — Esim. 1 ns

Probleema: milloin muuttujan X arvo pidetään muistissa ja milloin rekisterissä?

- missä päin muistia? miten siihen viitataan?
- missä rekisterissä? milloin?

Rekisterit ovat nopeita, mutta niitä on rakenteellisista syistä hyvin vähän. Jos rekisterikanta rakennettaisiin kovin suureksi, niin (a) toteutusmenetelmän vuoksi niistä tulisi hitaampia ja (b) niihin viittaamiseksi (osoittamiseksi) tarvittaisiin enemmän bittejä ja siten koodin koko kasvaisi. Todellisissa koneissa on tyypillisesti 32-128 32-bitin rekistereitä, joista osaa voi käyttää pareittain 64-bitin rekistereinä. Ttk-91'ssä on vain kahdeksan käskyssä viitattavaa rekisteriä, joten rekisteriviite eli rekisterin indeksi voidaan koodata konekäskyyn kolmella bitillä.

Tiedon sijainti suoritusaikana

Muistissa ("keskusmuistissa")

- ohjelman data-alueella vai koodialueella (konekäskyn osoiteosassa?)
- iso — Esim. 1 GB eli 256M 32-bitttistä sanaa — TTK-91: 512 sanaa
- hidas — Esim. 10 ns muistin hakuaika

Rekisterissä (konekäskyssä viitattavassa laiterekisterissä)

- konekäskyssä viitattavassa laiterekisterissä (R4?)
- suorittimen sisäisessä työrekisterissä (TR? IR?)
- pieni — Esim 256B eli 64 kpl 32-bittistä sanaa — TTK-91: 8 kpl + PC + TR ...
- nopea — Esim. 1 ns

Probleema: milloin muuttujan X arvo pidetään muistissa ja milloin rekisterissä?

- missä päin muistia? miten siihen viitataan?
- missä rekisterissä? milloin?

Meillä on siis valittavan joko iso ja hidas muisti tai pieni ja nopea rekisterijoukko. Tämä antaa paljon mahdollisuuksia optimointiin, mutta myös ohjelmien toteuttamiseen vähemmän fiksulla tavalla. Ohjelmointikielten kääntäjät käyttävät usein jopa 50% ajastaan siihen, että optimoidaan ohjelman er muuttujien arvojen sijaintipaikkoja ohjelman suoritusaikana. Esimerkiksi, jonkin loopin aikana muuttuja X arvo kannattaa pitää rekisterissä, mutta muulloin kyseinen arvo on fiksumpaa pitää muistissa, koska kyseisellä rekisterillä on parempaakin käyttöä.

Tiedon viittaamistavat

Tieto on muistissa

- muistiosoitteen (esim 0x6F123456 tai 3459321) avulla
- symbolin (esim. X tai HenkNr) avulla symbolista konekieltä käytettäessä
- rekisterissä tai muistissa olevan osoitteen avulla
- suoritusaikana laskettavan osoitteen avulla

Tieto on välimuistissa

- samalla tavalla kuin jos tieto olisi muistissa
- viittaushetkellä ei tiedetä, löytyykö tieto välimuistista vai keskusmuistista tai kuinka kauan tiedon viittaamiseen kuluu aikaa

Tieto on rekisterissä

- konekielessä rekisterin osoitteen (esim. 6 tai 18) avulla
- symbolisessa konekielessä rekisterin nimen (esim. R3, FP, F5, I2) avulla

Tieto on konekäskyssä (vakio tai osoiteosassa)

- yleensä käskyssä on vain yksi paikka vakiotiedolle

Muistissa olevaan tietoon viitataan suoraan tunnetun muistiosoitteen perusteella. Esimerkiksi voimme hakea tietoa muistipaikasta 0x6F123456 tai 3459321. Symbolista konekieltä käytettäessä useimmiten käytetään sen sijaan symbolista osoitetta, mikä tietenkin käännösaikana sitten vaihdetaan numeeriseen muistisoitteeseen. On myös mahdollista, että tiedon osoite on valmiina jossakin rekisterissä tai tunnetussa muistipaikassa. Usein osoite myös lasketaan suoritusaikana eri komponenteista konekäskyssä olevien tietojen perusteella. Joskus osoitteen laskentaan tarvitaan useampia konekäskyjä, kuten esimerkiksi moniulotteisten taulukoiden yhteydessä näemme.

Tiedon viittaamistavat

Tieto on muistissa

- muistiosoitteen (esim 0x6F123456 tai 3459321) avulla
- symbolin (esim. X tai HenkNr) avulla symbolista konekieltä käytettäessä
- rekisterissä tai muistissa olevan osoitteen avulla
- suoritusaikana laskettavan osoitteen avulla

Tieto on välimuistissa

- samalla tavalla kuin jos tieto olisi muistissa
- viittaushetkellä ei tiedetä, löytyykö tieto välimuistista vai keskusmuistista tai kuinka kauan tiedon viittaamiseen kuluu aikaa

Tieto on rekisterissä

- konekielessä rekisterin osoitteen (esim. 6 tai 18) avulla
- symbolisessa konekielessä rekisterin nimen (esim. R3, FP, F5, I2) avulla

Tieto on konekäskyssä (vakio tai osoiteosassa)

- yleensä käskyssä on vain yksi paikka vakiotiedolle

Käytännössä muistiin kohdistuva tiedonhaku oikeasti toteutuu välimuistista 90-99% tapauksista. Välimuisti toimii kuitenkin täysin autonomisesti, eikä edes suoritin tiedä ennen tiedon viittaamista, löytyykö tieto välimuistista vai ei. Välimuistin toimintaa tutkitaan tarkemmin myöhemmillä kursseilla eikä siihen puututa tällä kurssilla paljoakaan. Yleispiirteenä välimuisti (tai oikeammin useat välimuistit) saavat keskusmuistin näyttämään nopeammalta kuin se onkaan. Välimuistiin ei voi suoraan viitata. Ttk-91 esimerkkikoneessa ei ole välimuistia lainkaan.

Tiedon viittaamistavat

Tieto on muistissa

- muistiosoitteen (esim 0x6F123456 tai 3459321) avulla
- symbolin (esim. X tai HenkNr) avulla symbolista konekieltä käytettäessä
- rekisterissä tai muistissa olevan osoitteen avulla
- suoritusaikana laskettavan osoitteen avulla

Tieto on välimuistissa

- samalla tavalla kuin jos tieto olisi muistissa
- viittaushetkellä ei tiedetä, löytyykö tieto välimuistista vai keskusmuistista tai kuinka kauan tiedon viittaamiseen kuluu aikaa

Tieto on rekisterissä

- konekielessä rekisterin osoitteen (esim. 6 tai 18) avulla
- symbolisessa konekielessä rekisterin nimen (esim. R3, FP, F5, I2) avulla

Tieto on konekäskyssä (vakio tai osoiteosassa)

- yleensä käskyssä on vain yksi paikka vakiotiedolle

Yleensä kaikki laskutoimituksissa käytettävä tieto pyritään pitämään rekistereissä, koska silloin se on nopeasti saatavilla. Rekisteriin osoitetaan symbolisessa konekielessä aina rekisterin nimer perusteella. Todellisissa koneissa rekistereitä on useita eri tyyppisiä ja rekisterin tyyppi on koodattu sen symboliseen nimeen. Esimerkiksi rekisteri F5 voisi olla liukulukurekisteri (floating point -rekisteri). Tällaista rekisteriä voisi sitten käyttää ainoastaan liukulukuoperaatioiden yhteydessä.

Tiedon viittaamistavat

Tieto on muistissa

- muistiosoitteen (esim 0x6F123456 tai 3459321) avulla
- symbolin (esim. X tai HenkNr) avulla symbolista konekieltä käytettäessä
- rekisterissä tai muistissa olevan osoitteen avulla
- suoritusaikana laskettavan osoitteen avulla

Tieto on välimuistissa

- samalla tavalla kuin jos tieto olisi muistissa
- viittaushetkellä ei tiedetä, löytyykö tieto välimuistista vai keskusmuistista tai kuinka kauan tiedon viittaamiseen kuluu aikaa

Tieto on rekisterissä

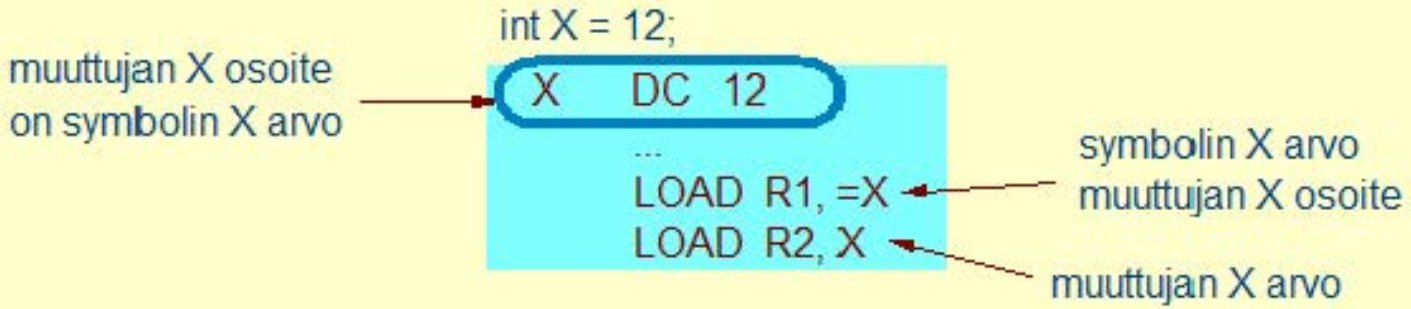
- konekielessä rekisterin osoitteen (esim. 6 tai 18) avulla
- symbolisessa konekielessä rekisterin nimen (esim. R3, FP, F5, I2) avulla

Tieto on konekäskyssä (vakio tai osoiteosassa)

- yleensä käskyssä on vain yksi paikka vakiotiedolle

Viitattu tieto voi myös olla suoraan konekäskyssä sen vakio-osassa. Tietty vakiotyyppinen tieto on usen järkevää laittaa suoraan konekäskyyn, koska se tulee haetuksi muistista automaattisesti jo käskyn noutamisen yhteydessä. Tällaista tietoa ei voi muuttaa, joten se ei voi olla mikään muuttujan arvo. Se voisi olla vaikkapa vakio 1 konekäskyssä, joka lisää muuttujan arvoon luvun 1. Konekäskyssä oleva tieto on eräs muoto muistissa pidettävästä tiedosta. Ttk-91'ssä vakio-osa on vain 16-bittiä, joten siihen ei mahdu kovin suuria vakioita.

Tieto ja sen osoite

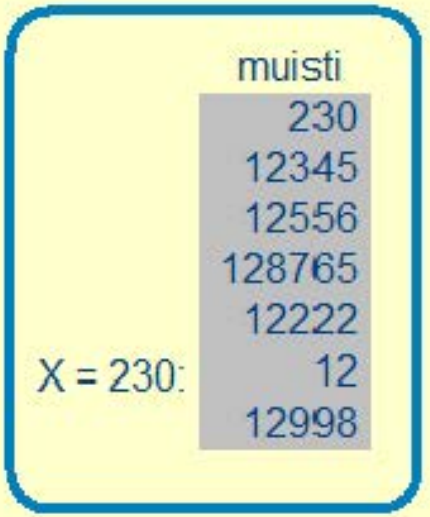


Muuttujan X osoite on 230

Muuttujan X arvo on 12

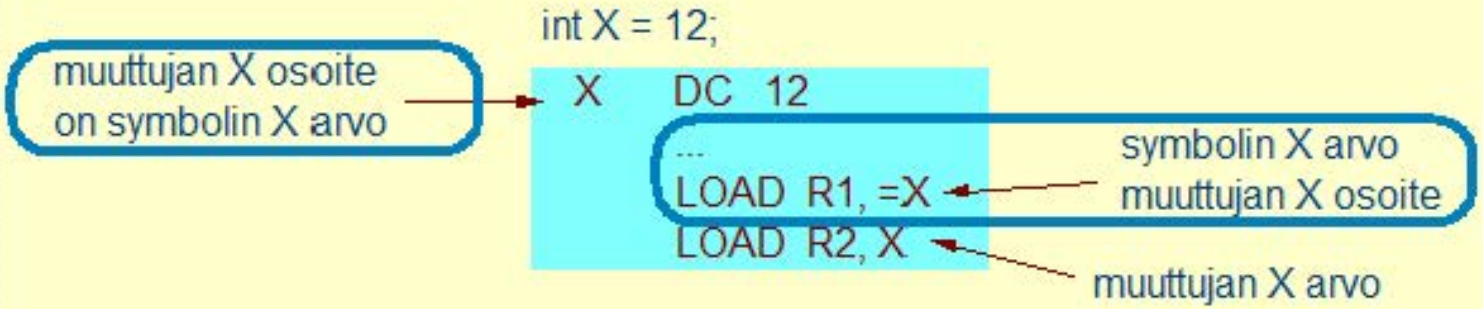
Symbolin X arvo on 230

- symbolit ovat yleensä olemassa vain käännösaikana
- virheilmoituksia varten symbolitaulua pidetään joskus mukana myös suoritusaikana



On hyvin tärkeätä ymmärtää, mikä ero on itse tiedolla ja tiedon osoitteella. Konekielisessä ohjelmoinnissa käsittelemme koko ajan molempia. Tässä esimerkissä muuttuja X on talletettu muistipaikkaan 230 ja sen arvona on luku 12. Tämä tilanne on voinut syntyä vaikkapa DC-määrittelystä, jossa varataan tilaa muuttujalle X ja alustetaan se arvoon 12.

Tieto ja sen osoite



Muuttujan X osoite on 230

Muuttujan X arvo on 12

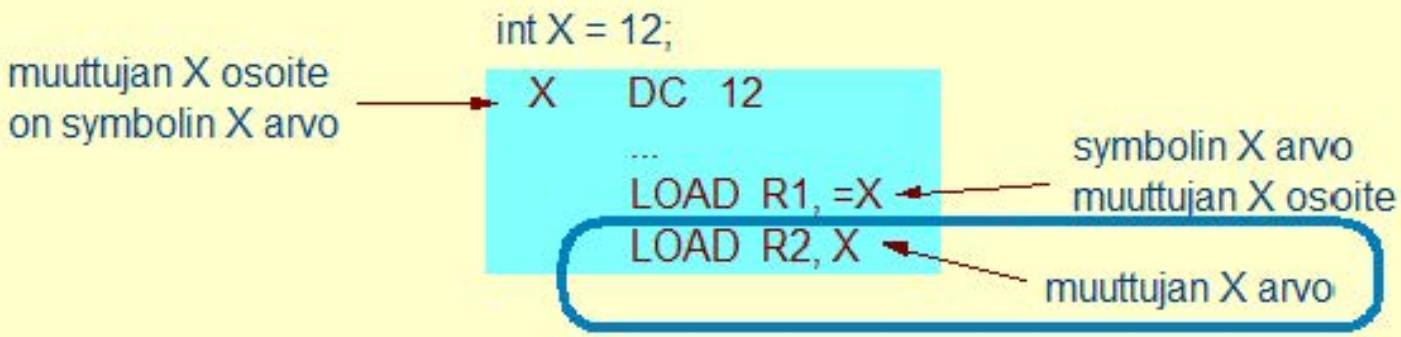
Symbolin X arvo on 230

- symbolit ovat yleensä olemassa vain käännösaikana
- virheilmoituksia varten symbolitaulua pidetään joskus mukana myös suoritusaikana

	muisti
	230
	12345
	12556
	128765
	12222
X = 230:	12
	12998

Tässä konekäskyssä X'n käyttäminen välittömänä operandina merkitsee, että rekisteri R1 saa uudeksi arvokseen symbolin X arvon sellaisenaan eli luvun 230. Tämä on muuttujan X osoite. Kun muuttuja määritellään DC-käskyllä, niin siihen liittyvällä symbolilla on arvonaan muuttujan osoite.

Tieto ja sen osoite



Muuttujan X osoite on 230

Muuttujan X arvo on 12

Symbolin X arvo on 230

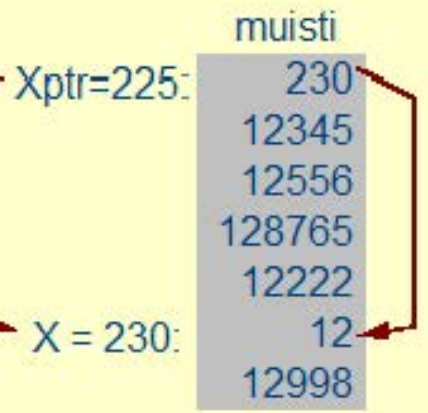
- symbolit ovat yleensä olemassa vain käännösaikana
- virheilmoituksia varten symbolitaulua pidetään joskus mukana myös suoritusaikana

	muisti
	230
	12345
	12556
	128765
	12222
X = 230:	12
	12998

Kun muuttujaan X viitataan suoraa muistiinviittausmoodia käyttäen, toiseksi operandiksi saadaan muuttujan X arvo 12, eli muistipaikan 230 sisältö. Kokonaislukuarvoisella muuttujalla X on siis osoite 230 ja tämänhetkinen arvo 12. X'n osoite säilyy samana, mutta sen arvo voi vaihtua ohjelman suorituksen edetessä. Muuttuja X on talletettu kääntäjän valitsemaan osoitteeseen 230. Ohjelmoija ei voi vaikuttaa siihen, mihin muistiosoitteeseen kukin DC-muuttuja sijoitetaan - eikä hän yleensä haluakaan. Kaikki muistiosoitteet ovat samanvertaisia tässä suhteessa.

Tieto, tiedon osoite ja tiedon osoitteen osoite

```
Xptr    DC    0
X       DC   12
        ...
        LOAD  R1, =X       ;  R1 ← 230
        STORE R1, Xptr
        LOAD  R2, X        ;  R2 ← 12
        LOAD  R3, @Xptr    ;  R3 ← 12
```



Muuttujan X osoite on 230

Muuttujan X arvo on 12

Osoitinmuuttujan (pointterin) Xptr osoite on 225

Osoitinmuuttujan Xptr arvo on 230

- osoitinmuuttujan arvo on jonkin tiedon osoite
- vrt. kokonaislukumuuttujan arvo on kokonaisluku

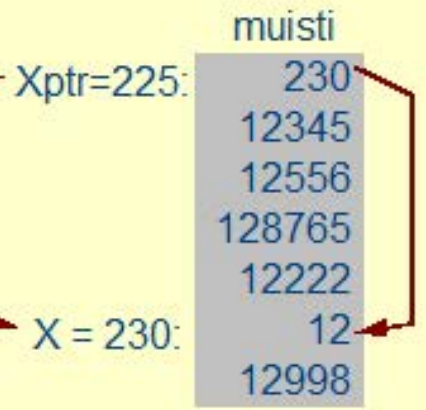
Osoitinmuuttujan Xptr osoittaman tiedon arvo on 12

C-kieli:
```
X = *ptrSumma;   /* osoitinmuuttujan osoittaman muuttujan arvo */
*ptrSumma += 5; /* lisää osoitinmuuttujan osoittaman muuttujan arvoa  */
```


Tiedon osoite on siis myöskin oma tietotyyppinsä ja se voidaan tallettaa muistiin samalla tavalla kuin mikä tahansa muukin tieto. Tiedon osoite on oikeastaan 32 bittinen etumerkitön kokonaisluku, mutta ttk-91'ssä se talletetaan muistiin tavallisena kokonaislukuna. Konekielen tasolla käsiteltävään tietoon liittyy siis kolme perustavaa laatua olevaa eri käsitettä: tieto, tiedon osoite ja tiedon osoitteenosoite eli tietoon viittaavan osoitinmuuttujan osoite.

Tieto, tiedon osoite ja tiedon osoitteen osoite

```
Xptr    DC    0
X       DC   12

        LOAD  R1, =X        ;  R1 ← 230
        STORE R1, Xptr
        LOAD  R2, X         ;  R2 ← 12
        LOAD  R3, @Xptr     ;  R3 ← 12
```



Muuttujan X osoite on 230

Muuttujan X arvo on 12

Osoitinmuuttujan (pointterin) Xptr osoite on 225

Osoitinmuuttujan Xptr arvo on 230

- osoitinmuuttujan arvo on jonkin tiedon osoite
- vrt. kokonaislukumuuttujan arvo on kokonaisluku

Osoitinmuuttujan Xptr osoittaman tiedon arvo on 12

C-kieli:

```
X = *ptrSumma;   /* osoitinmuuttujan osoittaman muuttujan arvo */
*ptrSumma += 5; /* lisää osoitinmuuttujan osoittaman muuttujan arvoa  */
```


Muuttujan X osoite saadaan työrekisteriin R1 käyttämällä toisena operandina symbolin X arvoa ja se talletetaan osoitinmuuttujan Xptr arvoksi tavallisella STORE-käskyllä. Osoitinmuuttujat kannattaa nimetä jollakin erityisellä tavalla, jotta niitä käytettäessä muistaa niiden sisältävän itse tiedon asemesta tiedon osoitteen. Tässä esimerkissä tunnuksen loppuosa 'ptr' indikoi, että kyseessä on osoitinmuuttuja.

Tieto, tiedon osoite ja tiedon osoitteen osoite

```
Xptr    DC    0
X       DC   12
        ...
        LOAD  R1, =X       ;  R1 ← 230
        STORE  R1, Xptr
        LOAD  R2, X        ;  R2 ← 12
        LOAD  R3, @Xptr    ;  R3 ← 12
```

Muuttujan X osoite on 230

Muuttujan X arvo on 12

Osoitinmuuttujan (pointterin) Xptr osoite on 225

Osoitinmuuttujan Xptr arvo on 230

- osoitinmuuttujan arvo on jonkin tiedon osoite
- vrt. kokonaislukumuuttujan arvo on kokonaisluku

Osoitinmuuttujan Xptr osoittaman tiedon arvo on 12

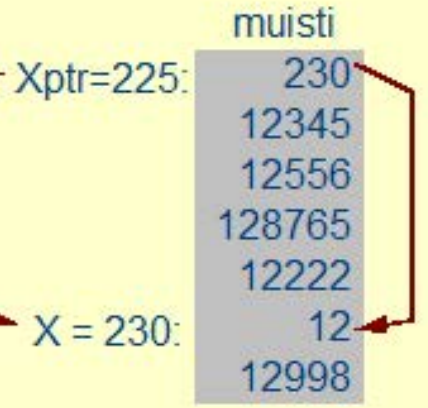
C-kieli:

```
X = *ptrSumma;   /* osoitinmuuttujan osoittaman muuttujan arvo */
*ptrSumma += 5; /* lisää osoitinmuuttujan osoittaman muuttujan arvoa  */
```


Epäsuora tiedonosoitusmoodi on tarkoitettu juuri osoitinmuuttujien osoittaman tiedon käsittelyyn. Rekisteriin R3 ei siis ladata osoitinmuuttujan Xptr arvoa 230 vaan osoitinmuuttujan Xptr osoittaman tiedon arvo 12.
Osoitinmuuttujat voivat sisältää minkä tahansa tiedon osoitteen, esimerkiksi muuttujan osoitteen, taulukon tai jonkun muun tietorakenteen osoitteen, tai käskyn tai aliohjelman osoitteen. Olioihin viitataan aina niiden osoitteen perusteella ja oliossa sen metodit on esitetty metodien osoitteina.

Tieto, tiedon osoite ja tiedon osoitteen osoite

```
Xptr    DC    0
X       DC   12
        ...
        LOAD  R1, =X       ;  R1 ← 230
        STORE  R1, Xptr
        LOAD  R2, X        ;  R2 ← 12
        LOAD  R3, @Xptr    ;  R3 ← 12
```



Muuttujan X osoite on 230

Muuttujan X arvo on 12

Osoitinmuuttujan (pointterin) Xptr osoite on 225

Osoitinmuuttujan Xptr arvo on 230

- osoitinmuuttujan arvo on jonkin tiedon osoite
- vrt. kokonaislukumuuttujan arvo on kokonaisluku

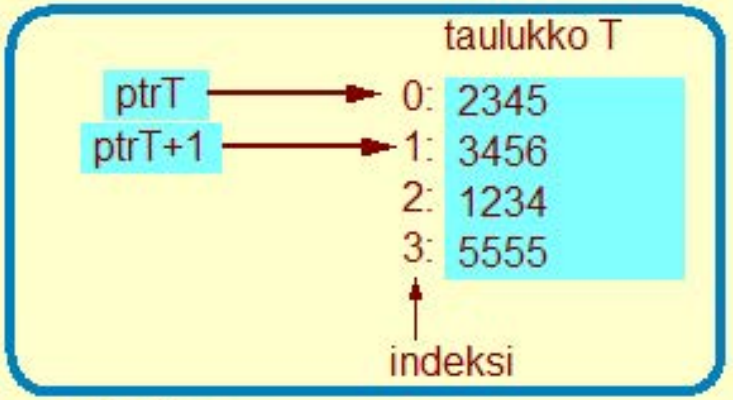
Osoitinmuuttujan Xptr osoittaman tiedon arvo on 12

C-kieli:

```
X = *ptrSumma;   /* osoitinmuuttujan osoittaman muuttujan arvo */
*ptrSumma += 5; /* lisää osoitinmuuttujan osoittaman muuttujan arvoa  */
```


Javassa ei ole explisiittisiä osoitinmuuttujia, koska niiden käyttö on 'vaarallista' eli hyvin virhealtista. C-kieli sen sijaan tukee osoitinmuuttujia ja niiden käyttöä ihan ohjelmointikielen tasolla. Aritmeettisessa lausekkeessa ennen muuttujan nimeä oleva '*'-merkki tarkoittaa, että kyseessä on osoitinmuuttuja ja että halutaan käyttää osoitinmuuttujan osoittaman tiedon arvoa osoitinmuuttujan arvon asemesta. Tässäkin esimerkissä '*'-merkin unohtaminen voi johtaa aika hankalasti havaittavaan virheeseen.

Osoitinmuuttujat



Muuttujia samalla tavoin kuin kokonaislukuarvoiset muuttujatkin

- osoitinmuuttujalla on osoite ja arvo

Osoitinmuuttujan arvo on jonkin tiedon osoite muistissa

- globaalin, kaikkialla ohjelmassa viitattavissa olevan, tiedon osoite — dataosoite
  - muuttuja, taulukko, tietue, olio
- käskyn, aliohjelman tai metodin osoite — koodiosoite
  - osoite ohjelmakoodiin
- keosta (heap) dynaamisesti suoritusaikana varatun tiedon osoite
  - Pascalin tai Javan **new**-operaatio palauttaa keosta varatun muistialueen osoitteen (tai virhekoodin, jos esim. keossa ei ole tilaa) — dataosoite

```
ptrRec = new (struct typeRec);
```


Osoitinmuuttujat eli pointterit ovat siis muuten aivan tavallisia muuttujia, mutta niiden tietotyyppinä on muistiosoite. Osoitinmuuttujien arvot voidaan asettaa normaalisti, mutta osoitteen käyttöhetkellä niiden tulee olla laillisia tämän ohjelman muistiosoitteita. Niiden käyttötapoja on moninaisia. Esimerkiksi, taulukoita voidaan käsitellä normaaliin tapaan indekseillä indeksoidun tiedonosoitusmuodon perusteella tai sitten niitä voidaan käsitellä pointterien avulla, jolloin seuraavan taulukon alkion osoite saadaan edelliseen alkioon osoittavaa pointteria lisäämällä.

Osoitinmuuttujat

Muuttujia samalla tavoin kuin kokonaislukuarvoiset muuttujatkin

- osoitinmuuttujalla on osoite ja arvo

Osoitinmuuttujan arvo on jonkin tiedon osoite muistissa

- globaalin, kaikkialla ohjelmassa viitattavissa olevan, tiedon osoite — dataosoite
  - muuttuja, taulukko, tietue, olio
- käskyn, aliohjelman tai metodin osoite — koodiosoite
  - osoite ohjelmakoodiin
- keosta (heap) dynaamisesti suoritusaikana varatun tiedon osoite
  - Pascalin tai Javan **new**-operaatio palauttaa keosta varatun muistialueen osoitteen (tai virhekoodin, jos esim. keossa ei ole tilaa) — dataosoite

```
ptrRec = new (struct typeRec);
```


Ohjelmille varataan muistitilaa joko ohjelman latausvaiheessa tai sitten suoritusaikana. Suoritusaikana varattavaa pitkäaikaisesti käytössä olevaa muistitilaa allokoidaan keosta (heap), joka on käyttöjärjestelmän ylläpitämä osa muistia. Keossa olevaa muistia otetaan käyttöön joko käyttöjärjestelmäpalveluilla (kuten. 'malloc' Linuxissa) tai ohjelmointikielten omilla operaatioilla (kuten. Pascalin tai Javan New-operaatio). Ttk-91 kone ei tue keon käyttöä eikä siten dynaamisesti varattavia muistialueita.

Globaali eli kaikkialla käytettävissä oleva data

Globaalit muuttujat ja muut globaalit tietorakenteet sijaitsevat (kääntäjän sijoittamana) ttk-91 koneen muistissa heti ohjelmakoodin jälkeen

"globaali datasegmentti sijaitsee heti koodisegmentin jälkeen"

- muuttujat

```
int X = 25;
short Y;
float Ft;
```

```
Char Ch;
char Str = "Pekka";
boolean fBig;
```

- tilan varaus

```
X     DC    15  ; alkuarvo 15
Taulu DS    20  ; 20 kokonaislukua
fBig  DC     1  ; true = 1, false = 0
```

- viittaaminen

```
LOAD   R1, X
STORE  R2, Taulu(R1)
LOAD   R4, fBig
JNZER  R4, lso
```


DC- ja DS-valekäskyillä määritelty globaali data sijoitetaan muistiin heti ohjelmakoodin jälkeen. Globaali data on pääohjelmatasolla määritelty data, mikä on viitattavissa kaikkialla ohjelmakoodissa. Korkean tason kielissä globaalia dataa on kaikki pääohjelmatasolla määritellyt muuttujat ja tietorakenteet. Toisaalta, globaalia dataa eivät ole esimerkiksi aliohjelmien tai metodien paikalliset muuttujat tai keosta suoritusaikana varatut tietorakenteet. Niiden sijainti muistissa on muualla: pinossa tai keossa. Ttk-91'ssä on tietenkin vain kokonaislukuarvoisia rakenteita, mutta niillä voidaan kyllä hyvin toteuttaa esimerkiksi korkean tason kielen totuusarvotyyppiset muuttujat.

Globaali eli kaikkialla käytettävissä oleva data

Globaalit muuttujat ja muut globaalit tietorakenteet sijaitsevat (kääntäjän sijoittamana) ttk-91 koneen muistissa heti ohjelmakoodin jälkeen

"globaali datasegmentti sijaitsee heti koodisegmentin jälkeen"

- muuttujat

```
int X = 25;
short Y;
float Ft;
```

```
Char Ch;
char Str = "Pekka";
boolean fBig;
```

- tilan varaus

```
X     DC      15  ; alkuarvo 15
Taulu DS      20  ; 20 kokonaislukua
fBig  DC       1  ; true = 1, false = 0
```

- viittaaminen

```
LOAD   R1, X
STORE  R2, Taulu(R1)
LOAD   R4, fBig
JNZER  R4, lso
```


Symbolisella konekielellä globaalit tietorakenteet varataan siis DC- ja DS-pseudokäskyillä.Emme käsittele jatkossa lainkaan tilannetta, missä globaaleja tietorakenteita voisi varata puhtaassa konekielessä, koska tällaista tilannetta ei tule. Tilanvarausten käsittely symbolitaulun avulla on sen verran monimutkaista. Jos tilanne haluttaisiin ratkaista ilman valmista symbolisen konekielen kääntäjää, niin ratkaisu olisi helpointa tehdä niin, että ensin toteutetaan symbolitaulu ja symbolisen konekielen kääntäjä! Lisäksi pitäisi ottaa huomioon lataajan toiminta, jotta tiedetään, minne päin muistia globaalit muuttujat voisi sijoittaa. Summa summarum, tyydytään nyt käyttämään symbolista konekieltä ihan kiltisti.

Globaali eli kaikkialla käytettävissä oleva data

Globaalit muuttujat ja muut globaalit tietorakenteet sijaitsevat (kääntäjän sijoittamana) ttk-91 koneen muistissa heti ohjelmakoodin jälkeen

"globaali datasegmentti sijaitsee heti koodisegmentin jälkeen"

- muuttujat

```
int X = 25;
short Y;
float Ft;
```

```
Char Ch;
char Str = "Pekka";
boolean fBig;
```

- tilan varaus

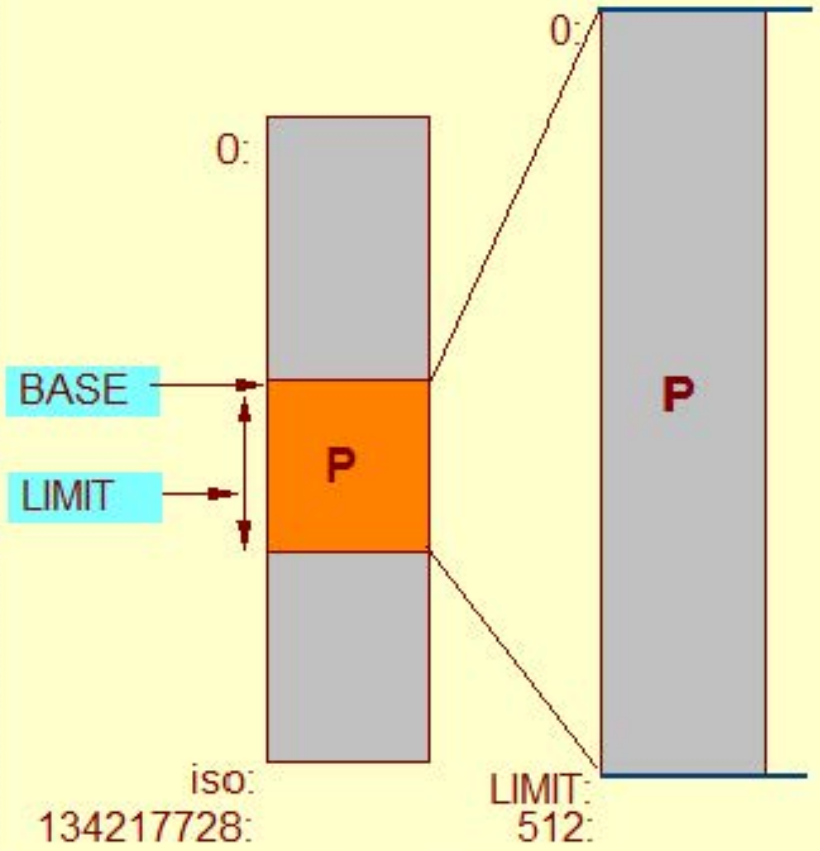
```
X      DC      15  ; alkuarvo 15
Taulu  DS      20  ; 20 kokonaislukua
fBig   DC       1  ; true = 1, false = 0
```

- viittaaminen

```
LOAD    R1, X
STORE   R2, Taulu(R1)
LOAD    R4, fBig
JNZER   R4, Iso
```

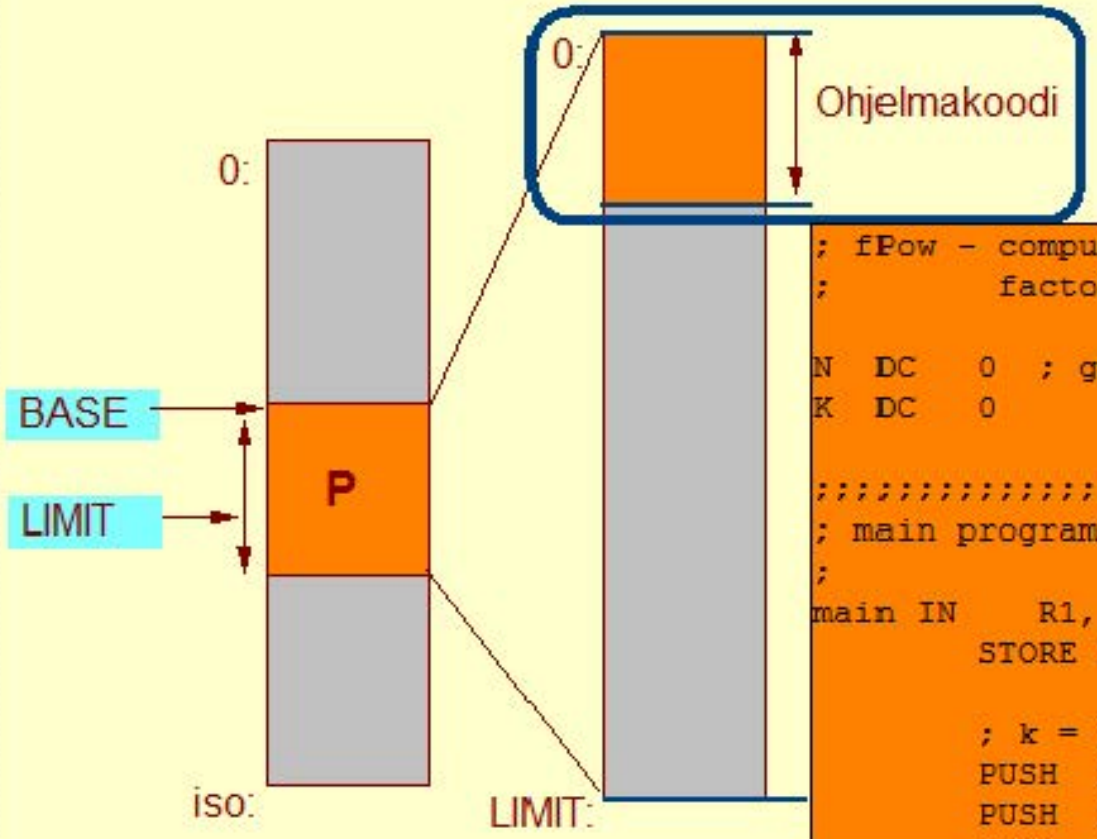

Globaaleihin tietorakenteisiin on helppo viitata, koska niille on annettu symboli niiden määrittelyn yhteydessä. Symbolien arvona on kyseisten tietorakenteiden osoitteet muistissa, joten kyseisiä symboleja käytetään suoraan globaalin datan osoitteina siihen viitattaessa. Aliohjelmien paikallinen data ja keosta suoritusaikana varattu data on hankalammin viitattavissa, koska niihin täytyy viitata aina jonkin vasta suoritusaikana ratkenneen osoitteen perusteella. Symbolien arvothan määritellään jo käännösaikana.Näistä puhutaan lisää myöhemmillä luennoilla.

Muistitilan käyttö yhdelle ttk-91 ohjelmalle P



Mikään ohjelma ei saa koko tietokoneen muistia itselleen. Osa muistista on varattu käyttöjärjestelmäohjelmille ja -datalle. Osa on varattu muille ohjelmille. Ttk-91 koneessa yhden ohjelman käyttöön varattu muistialue on merkitty muistinhallinnan erikoisrekistereillä BASE ja LIMIT, joita ainoastaan käyttöjärjestelmä voi asettaa etuoikeutetuilla konekäskyillä etuoikeutetussa suoritustilassa. BASE-rekisteri osoittaa käytössä olevan muistialueen alkuun ja LIMIT-rekisteri kertoo sen pituuden. Kaikki ohjelman käyttämät osoitteet ovat suhteellisia BASE-rekisterin arvoon ja ovat siis puoliavoimella välillä [0, LIMIT). LIMIT-arvo on yleensä 512, mikä hyvin riittää meidän esimerkkiohjelmille.

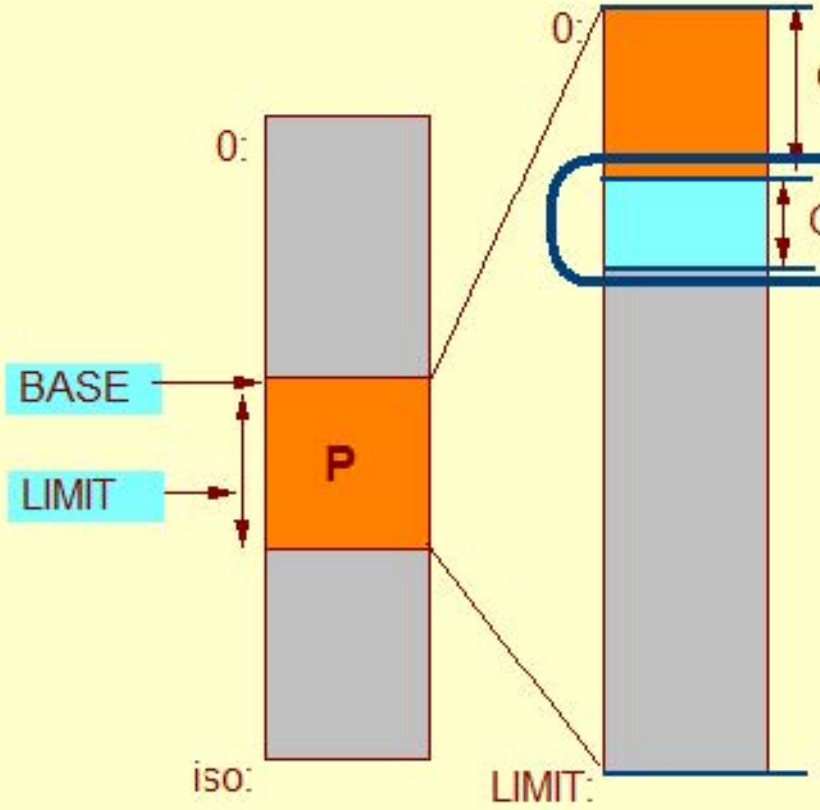
Muistitilan käyttö yhdelle ttk-91 ohjelmalle P

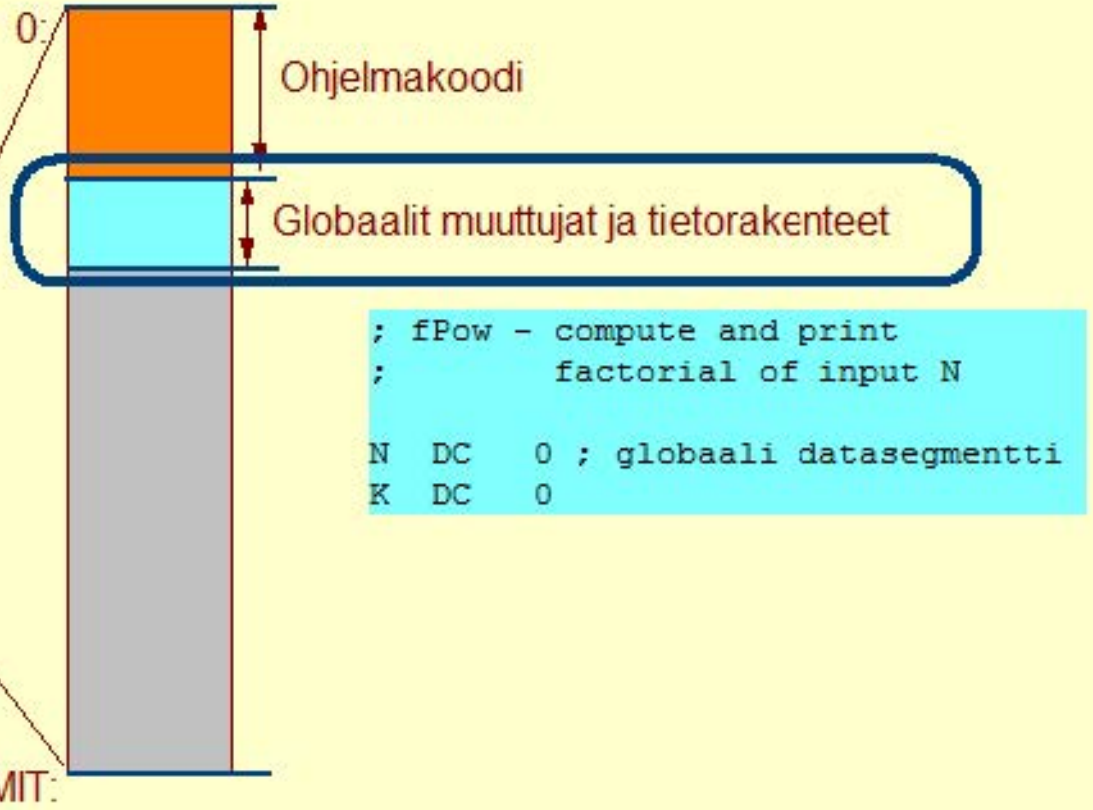



```
; fPow - compute and print
;        factorial of input N

N  DC   0  ; globaali datasegmentti
K  DC   0

;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;
; main program
;
main IN    R1, =KBD ; input N
       STORE R1, N

       ; k = fPow (N)
       PUSH  SP, =0
       PUSH  SP, N
       CALL  SP, fPow
```


Ohjelmakoodi sijoitetaan ohjelman muistialueen alkuun. 'Koodisegmentti' alkaa siis ohjelman osoitteesta 0 ja loppuu viimeiseen konekäskyyn. Kaikki ohjelman suoritettava koodi on tällä alueella. Joissakin järjestelmissä koodisegmentti on rajattu tarkemmin, jolloin jokaisen suoritettavan konekäskyn todella täytyy sijaita koodialueella. Joissakin koneissa koodialue on myös suojattu muutoksilta, joten sinne ei voi tallettaa dataa suoritusaikana. Ttk-91'ssä ja sen kuvitellussa käyttöjärjestelmässä ei ole mitään tällaisia rajoitteita tai suojauksia. Ohjelmakoodia voi siis jopa muuttaa suoritusaikana!

Muistitilan käyttö yhdelle ttk-91 ohjelmalle P

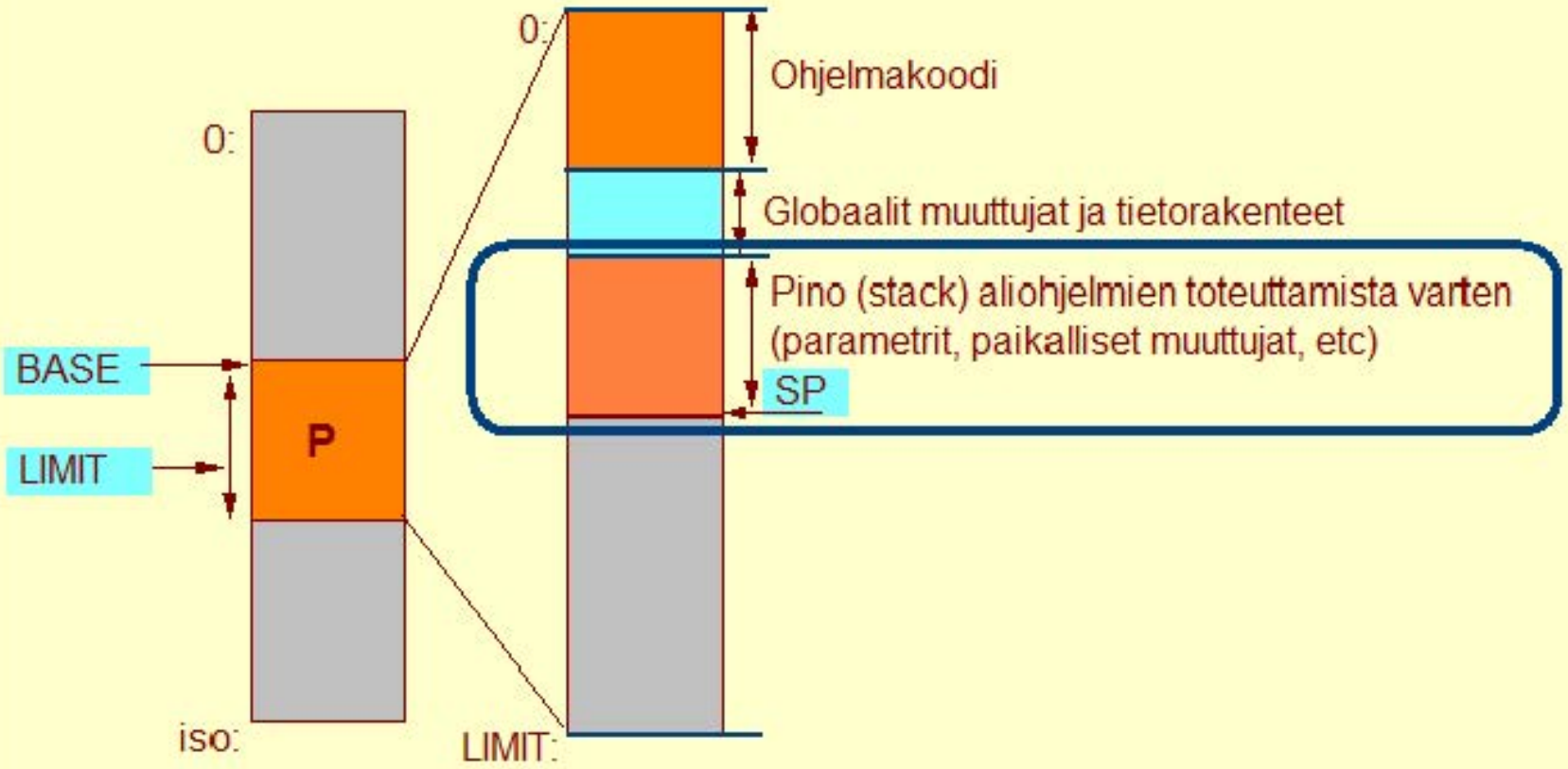





```
; fPow - compute and print
;        factorial of input N

N  DC   0 ; globaali datasegmentti
K  DC   0
```

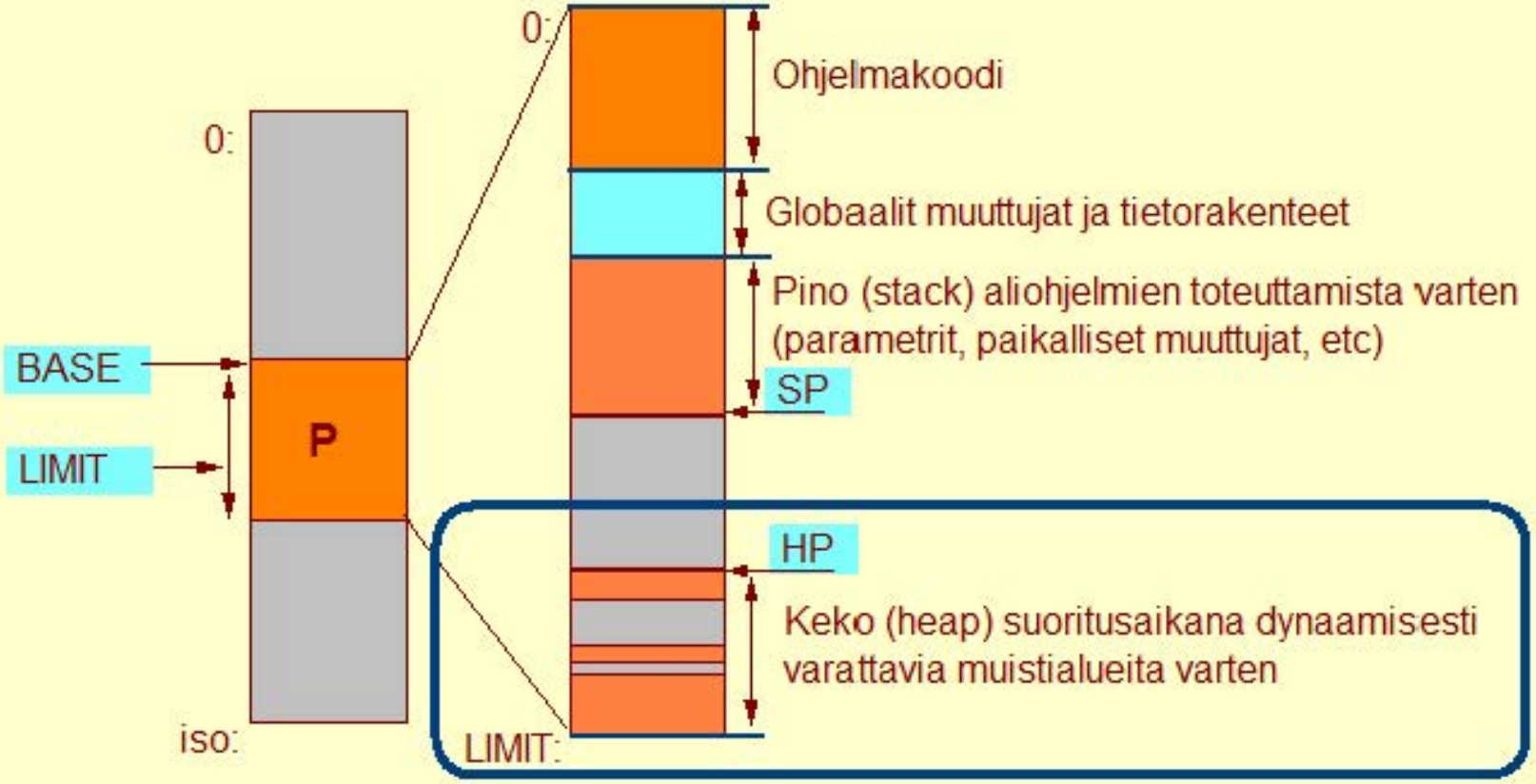

Symbolisen konekielen kääntäjä sijoittaa kaikki DC- ja DS-pseudokäskyillä varatun datan heti ohjelmakoodin jälkeen. 'Globaali datasegmentti' sijaitsee siis välittömästi koodisegmentin jälkeen. Joissakin koneissa globaali datasegmentti on osoitettu tarkemmin erikoisrekistereillä, mutta ttk-91'ssä se on vain muistialue koodin jälkeen. Varsinaisen tilanvarauksen tekee lataaja kääntäjän antamien ohjeiden perusteella. Lataaja myös alustaa globaalin datan kääntäjän ilmoittamien tietojen mukaiseksi. Ohjelman tulisi itse (siis koodissa) alustaa kaikki muu data (esim. DS-määritelty) ennen sen käyttöä.

Muistitilan käyttö yhdelle ttk-91 ohjelmalle P



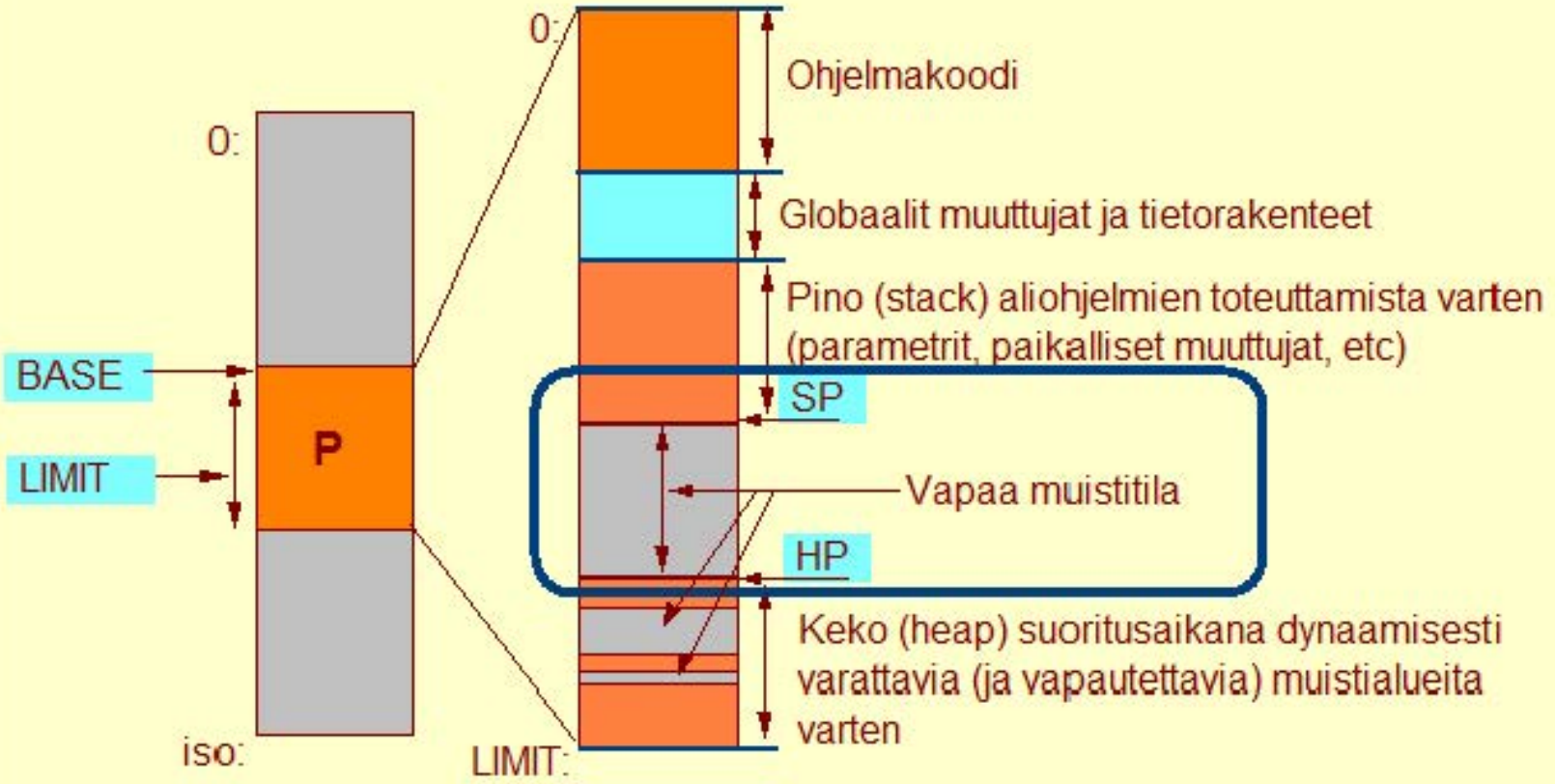
Pino (stack) on ttk-91-koneessa heti globaalin datasegmentin jälkeen. Sen alkukohta on kääntäjän määrittelemä vakio (koodisegmentin koko + datasegmentin koko). Pinon koko vaihtelee suoritusaikana, mutta pinorekisteri (SP eli rekisteri R6 ttk-91'ssä) osoittaa sen 'pinnalle' koko ajan. Pino kasvaa aina aliohjelmaa kutsuttaessa ja se pienenee sieltä palatessa. Pinoon talletetaan kaikki aliohjelmien toteutuksessa tarvittava tieto, joka käsitellään tarkemmin seuraavalla luennolla. Joissakin koneissa pinoa käytetään myös laskutoimitusten välitulosten tallettamiseen, mutta me käytämme sitä ttk-91'ssä ainoastaan aliohjelmien toteuttamiseen. Välitulokset talletetaan rekistereihin.

Muistitilan käyttö yhdelle ttk-91 ohjelmalle P



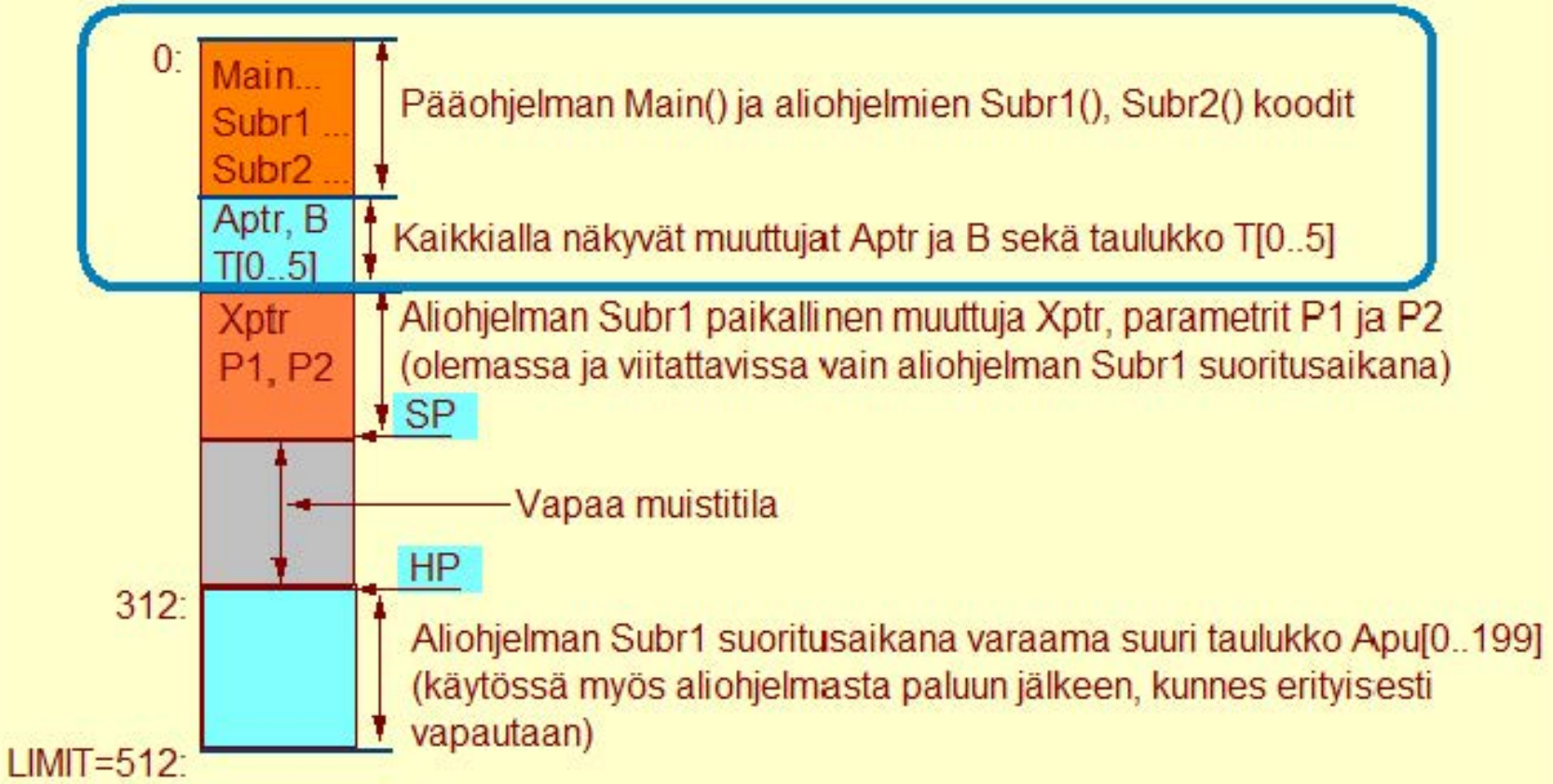
Keko sijaitsee yleensä ohjelmalle varatun muistialueen lopussa, samalla alueella kuin pinokin. Keon loppuosoite on siten vakio (tässä muistipaikka LIMIT-1), mutta sen alkuosoite vaihtelee dynaamisesti suoritusaikana. Keon alkuun osoittaa kekorekisteri HP (heap pointer). Kun ohjelma varaa muistitilaa keosta, tila löytyy joko keon sisältä aikaisemmin vapautetulta alueelta tai sitten keon alusta kekoa kasvattamalla. Jos HP 'törmää' SP'hen (tai päinvastoin), ohjelman suoritus keskeytyy 'stack overflow' virheeseen, mikä on hyvin tuttu ainakin rekursiota opetteleville ohjelmoijille. Ttk-91 koneessa ei ole kekoa eikä siis HP rekisteriäkään.

Muistitilan käyttö yhdelle ttk-91 ohjelmalle P



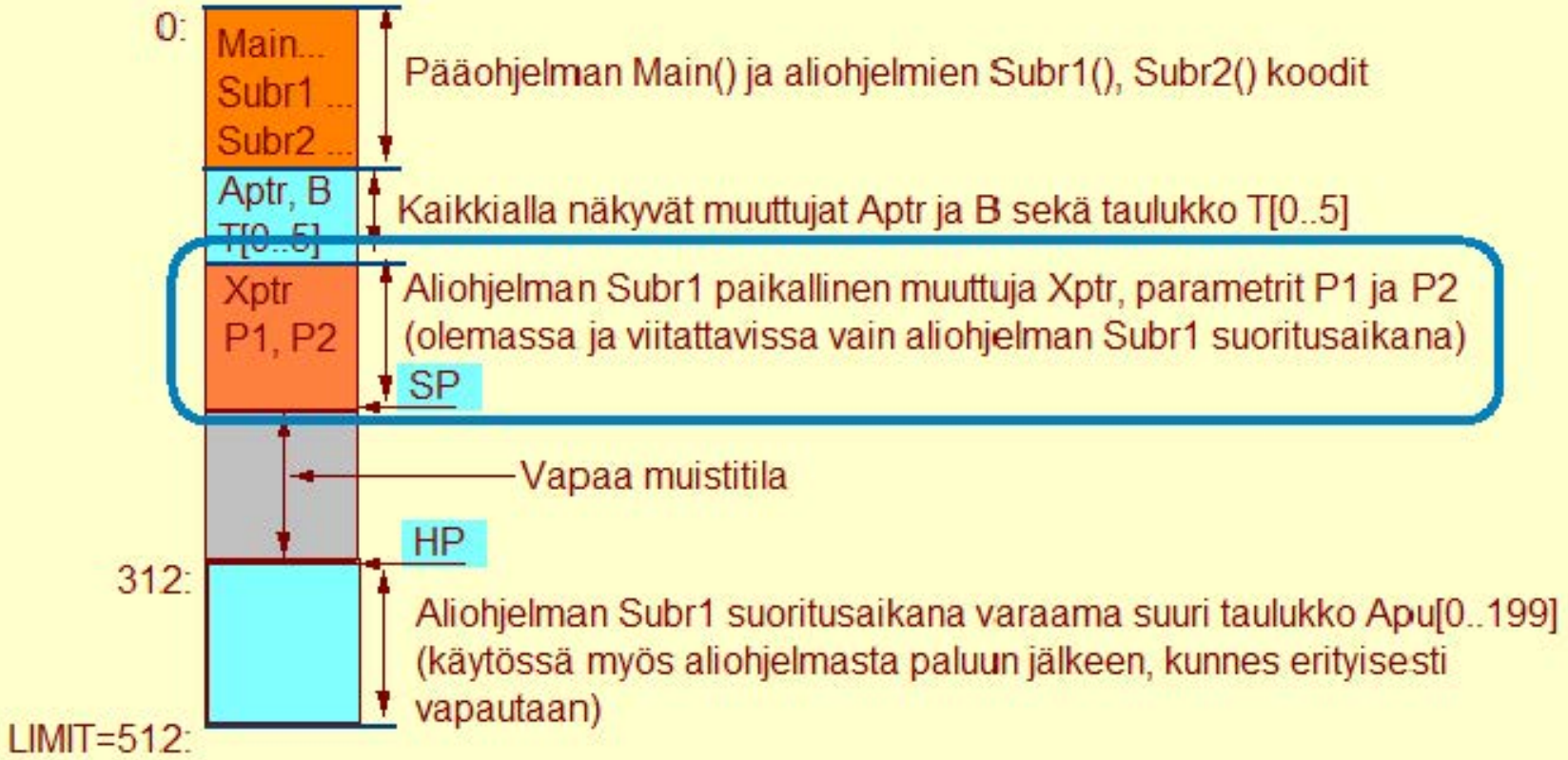
Ohjelmalle varatusta muistialueesta vapaana on siis kaikki SP'n ja HP'n väliin jäävä muisti ja keon sisällä oleva suoritusaikana joskus varattu ja sitten myöhemmin vapautettu muistialue. Keon sisälle voi ohjelman pitkäaikaisen suorituksen aikana kertyä paljonkin kovin pieniä vapaita muistialueita, joita muistinhallinta tarpeen tullen yhdistelee. Yhdistely on iso toimenpide ja muistinhallinta keskeyttää ohjelman normaalin suorituksen sen ajaksi. Toinen vaihtoehto on vain todeta ohjelmalle, että vapaata muistia ei ole tarpeeksi, vaikka sitä oikeasti onkin, mutta useana käyttökelvottoman pieninä paloina. Ttk-91'ssä ei siis ole kekoa, joten vapaa muisti on kaikki SP'n ja LIMIT'in välissä oleva muistitila.

Esimerkki: muistin käyttö aliohjelman Subr1 suorituksen aikana



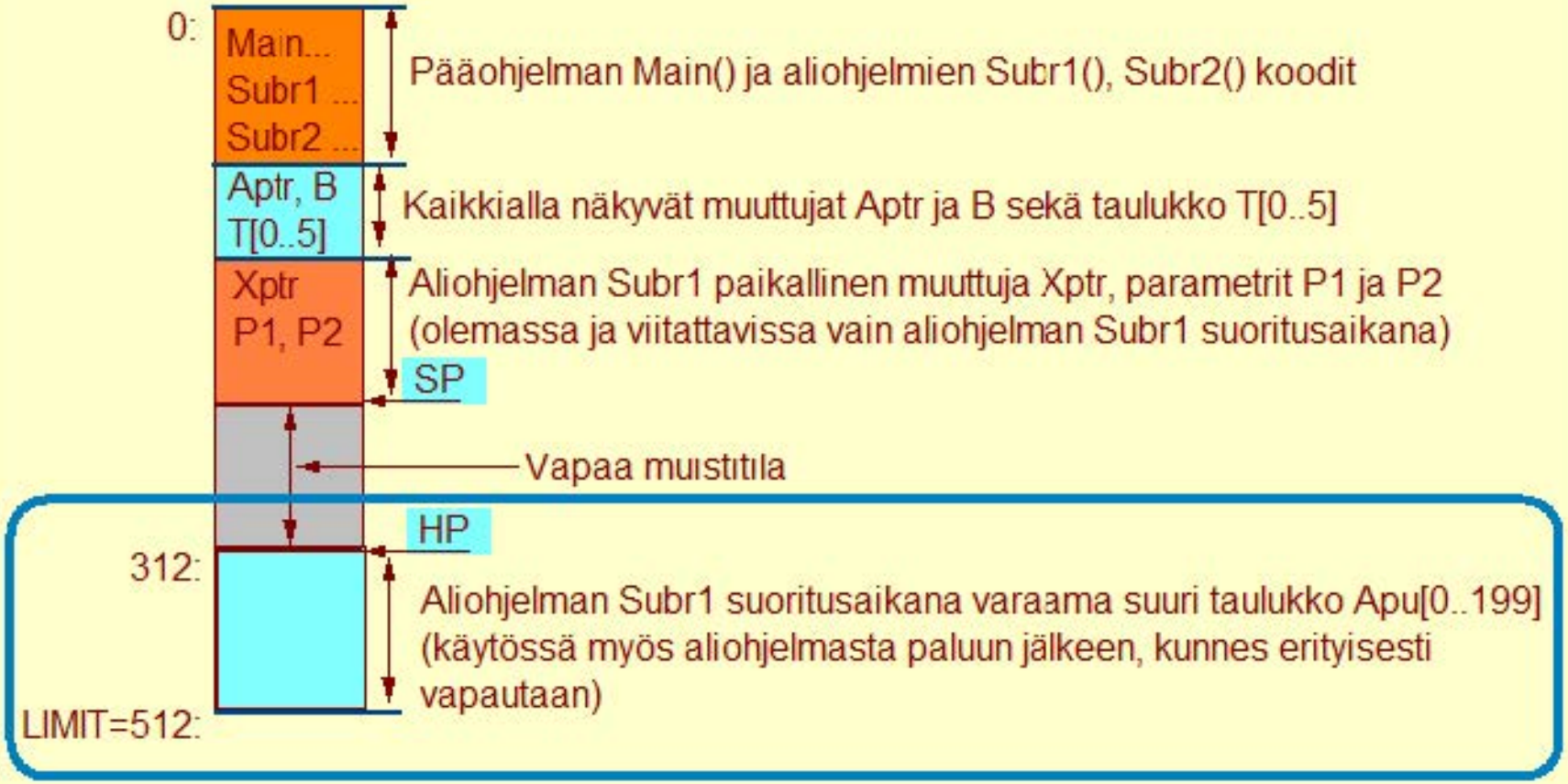
Tarkastellaaan muistin käyttöä vielä yhden konkreettisen esimerkin varjolla. Oletetaan, että ohjelmassa on pääohjelma ja kaksi aliohjelmaa: Subr1 ja Subr2. Suoritusaikana sekä pääohjelman että aliohjelmien kaikki koodi on sijoitettu alkamaan muistipaikasta 0. Pääohjelman ensimmäinen suoritettava käsky eli rekisterin PC alkuarvo on 0. Ohjelmassa on pääohjelmatasolla määritelty kaksi muuttujaa (Aptr ja B) sekä 6-alkioinen taulukko T. Nämä on sijoitettu muistiin heti koodialueen jälkeen. Globaalin data-segmentin koko on siis 8 sanaa.

Esimerkki: muistin käyttö aliohjelman Subr1 suorituksen aikana



Oletetaan nyt, että pääohjelma on kutsunut suoraan aliohjelmaa Subr1. Aliohjelman Subr1 suorituksen aikana sen paikallinen muuttuja Xptr ja sen parametrit on talletettu pinoon. Niiden tarkkaa sijaintia muistissa ei ole etukäteen määritelty, mutta niiden sijainti on tunnettu suhteessa pinorekisterin nykyiseen arvoon. Itse asiassa, eri kutsukerroilla aliohjelman Subr1 paikallinen data voi sijaita eri kohtaa pinossa, mutta kyseisen datan sijainti pinorekisterin suhteen on aina sama. Huomaa, että aliohjelman Subr2 paikallisia tietoja ei ole lainkaan muistissa tällä hetkellä.

Esimerkki: muistin käyttö aliohjelman Subr1 suorituksen aikana



Aliohjelma Subr1 varaa ensimmäisellä kutsukerralla suuren työtaulukon Apu, joka allokoidaan keosta. Aliohjelman Subr1 or viisasta tallettaa taulukon Apu osoite johonkin globaaliin muuttujaan (esim. Aptr), jos se haluaa pystyä viittaamaan siihen myös seuraavalla kutsukerralla. Jos taulukon Apu osoite pidetään ainoastaan aliohjelman paikallisessa muuttujassa (esim Xptr), joka häviää aliohjelmasta paluun yhteydessä, niin taulukko Apu jää varatuksi, mutta siihen ei päästä enää käsiksi.

Muistissa oleva data

Globaali data

- varataan ohjelman latauksen yhteydessä
- viitattavissa (käytettävissä) aina
- viittaus tapahtuu symbolin nimen (staattisen osoitteen) avulla

int X; float Y;

Dynaaminen keosta varattava data

- varataan tarvittaessa keosta suoritusaikana
- vapautetaan kun ei enää tarvita, tai
  muistinhallinta vapauttaa automaattisesti ei-käyttössä olevat alueet
- viitattavissa (käytettävissä) aina
- viittaus allokointiaikana palautetun osoitteen perusteella

pS = new (struct typeS);

Aliohjelmien paikallinen data

- varataan pinosta aliohjelman kutsun yhteydessä
- vapautetaan aliohjelmasta poistuttaessa
- viitattavissa (käytettävissä) vain aliohjelman suorituksen aikana
- viittaus aliohjelman sisällä suhteellisen osoitteen (SP tai FP) perusteella

parametrit
paikalliset muuttujat

Ohjelman data-alue on siis kolmessa osassa. Globaali data on varattu ohjelmalle jo latauksen yhteydessä ja sen sijainti on siis etukäteen tunnettu. Tällaiseen tietoon on helppo viitata symbolisessa konekielessä määriteltyjen symbolien avulla.

Muistissa oleva data

Globaali data

- varataan ohjelman latauksen yhteydessä
- viitattavissa (käytettävissä) aina
- viittaus tapahtuu symbolin nimen (staattisen osoitteen) avulla

```
int X; float Y;
```

Dynaaminen keosta varattava data

- varataan tarvittaessa keosta suoritusaikana
- vapautetaan kun ei enää tarvita, tai
  muistinhallinta vapauttaa automaattisesti ei-käyttössä olevat alueet
- viitattavissa (käytettävissä) aina
- viittaus allokointiaikana palautetun osoitteen perusteella

```
pS = new (struct typeS);
```

Aliohjelmien paikallinen data

- varataan pinosta aliohjelman kutsun yhteydessä
- vapautetaan aliohjelmasta poistuttaessa
- viitattavissa (käytettävissä) vain aliohjelman suorituksen aikana
- viittaus aliohjelman sisällä suhteellisen osoitteen (SP tai FP) perusteella

```
parametrit
paikalliset muuttujat
```


Suoritusaikana mikä tahansa pitkäaikasta käyttöä vaativa tietorakenne tulee varata keosta. Allokoinnin yhteydessä varausrutiini palauttaa varatun tietorakenteen osoitteen ja kaikki viitteet tietorakenteeseen tapahtuvat sen jälkeen tuon osoitteen avulla. Yleensä osoite talletetaan johonkin globaaliin osoitinmuuttujaan. Varattu tietorakenne säilyy varattuna, kunnes se joko explisiittisesti tai automaattisesti vapautetaan. Muistattehan, että Ttk-91 koneessa ei ole kekoa.

Muistissa oleva data

Globaali data

- varataan ohjelman latauksen yhteydessä
- viitattavissa (käytettävissä) aina
- viittaus tapahtuu symbolin nimen (staattisen osoitteen) avulla

```
int X; float Y;
```

Dynaaminen keosta varattava data

- varataan tarvittaessa keosta suoritusaikana
- vapautetaan kun ei enää tarvita, tai
  muistinhallinta vapauttaa automaattisesti ei-käyttössä olevat alueet
- viitattavissa (käytettävissä) aina
- viittaus allokointiaikana palautetun osoitteen perusteella

```
pS = new (struct typeS);
```

Aliohjelmien paikallinen data

- varataan pinosta aliohjelman kutsun yhteydessä
- vapautetaan aliohjelmasta poistuttaessa
- viitattavissa (käytettävissä) vain aliohjelman suorituksen aikana
- viittaus aliohjelman sisällä suhteellisen osoitteen (SP tai FP) perusteella

```
parametrit
paikalliset muuttujat
```


Aliohjelmien kaikki paikallinen data allokoidaan pinosta ja tällaiseen tietoon viitataan sitten tiedon suhteellisen osoitteen perustella. Tiedon sijainti tunnetaan joko SP'hen tai FP'hen (R7) suhteutettuna. On huomattava, että kaikki aliohjelmien oma data häviää täysin aliohjelmasta paluun yhteydessä. Aliohjelmien paikalliset rakenteet ovat siis olemassa vain aliohjelmien suoritusaikana. Pinon käyttö aliohjelmien toteutuksessa käydään läpi seuraavalla luennolla.

Tiedon sijainti laitteistossa suoritusaikana

Rekisteri (nopea)

- kääntäjä päättää, milloin muuttujan arvo pidetään rekisterissä (ja missä rekisterissä)

Välimuisti (nopea)

- muistinhallintalaitteisto hoitaa suoritusaikana automaattisesti joillekin muistialueille

Muisti (hidas)

- kääntäjä valitsee sijaintipaikan
  - globaali data datasegmenttiin, varataan ja alustetaan ohjelman latauksen yhteydessä
  - pienet vakiot voidaan sijoittaa myös konekäskyjen vakio-osaan koodisegmentissä
- ohjelma sijoittaa suoritusaikana
  - aliohjelmien paikallinen data ja parametrit pinossa
- ohjelmointikielen tai käyttöjärjestelmä palveluohjelma sijoittaa suoritusaikana
  - dynaaminen data keossa

Levy, levypalvelin (aivan liian hidas)

- vaatii käyttöjärjestelmän palveluohjelmien apua tiedon kopiointiin muistiin
- mitä tehdä (mahdollisesti hyvin pitkänä) odotusaikana?

Ohjelman suoritusaikana viittaama tieto voi olla useassa fyysisesti eri tyyppisessä muistissa. Rekisteri on kaikkein nopeinta muistia, mutta niitä on vain muutama koko laitteistossa. Niiden käytön suhteen pitää siis olla säästäväinen. Kääntäjä päättää, minkä muuttujan arvoa kulloinkin pidetään missäkin rekisterissä ja milloin ei missään. Esimerkiksi jonkin globaalin muuttujan X arvo kannattaa pitää rekisterissä tiukan silmukan aikana, jos joka kierroksella X'ään viitataan. Muulloin taas X'n arvo pysyy hyvässä tallessa muistissa. Konekielellä ohjelmoitaessa ohjelmoija tietenkin itse tekee nämä päätökset.

Tiedon sijainti laitteistossa suoritusaikana

Rekisteri (nopea)

- kääntäjä päättää, milloin muuttujan arvo pidetään rekisterissä (ja missä rekisterissä)

Välimuisti (nopea)

- muistinhallintalaitteisto hoitaa suoritusaikana automaattisesti joillekin muistialueille

Muisti (hidas)

- kääntäjä valitsee sijaintipaikan
  - globaali data datasegmenttiin, varataan ja alustetaan ohjelman latauksen yhteydessä
  - pienet vakiot voidaan sijoittaa myös konekäskyjen vakio-osaan koodisegmentissä
- ohjelma sijoittaa suoritusaikana
  - aliohjelmien paikallinen data ja parametrit pinossa
- ohjelmointikielen tai käyttöjärjestelmä palveluohjelma sijoittaa suoritusaikana
  - dynaaminen data keossa

Levy, levypalvelin (aivan liian hidas)

- vaatii käyttöjärjestelmän palveluohjelmien apua tiedon kopiointiin muistiin
- mitä tehdä (mahdollisesti hyvin pitkänä) odotusaikana?

Välimuisti on lähes yhtä nopea kuin rekisteri, mutta sen toiminta on täysin autonomista. Joskus muistista haettu alkio löytyy välimuistista ja joskus ei. Välimuistin toiminta on aika monimutkaista ja onkin parempi, että ohjelmoijan ei tarvitse murehtia siitä lainkaan. Hänelle riittää tieto, että välimuisti (tai oikeammin usea eri tasoinen välimuisti) nopeuttaa muistin toimintaa huomattavasti. Käytännössä välimuistin toiminnan tehokkuuteen voi vaikuttaa hyvällä ohjelmointikurilla, jos ohjelmoija ymmärtää välimuistin toimintaperiaatteet oikein hyvin. Emme puutu välimuistiin tällä kurssilla paljoakaan, eikä ttk-91'ssä ole välimuistia.

Tiedon sijainti laitteistossa suoritusaikana

Rekisteri (nopea)

- kääntäjä päättää, milloin muuttujan arvo pidetään rekisterissä (ja missä rekisterissä)

Välimuisti (nopea)

- muistinhallintalaitteisto hoitaa suoritusaikana automaattisesti joillekin muistialueille

Muisti (hidas)

- kääntäjä valitsee sijaintipaikan
  - globaali data datasegmenttiin, varataan ja alustetaan ohjelman latauksen yhteydessä
  - pienet vakiot voidaan sijoittaa myös konekäskyjen vakio-osaan koodisegmentissä
- ohjelma sijoittaa suoritusaikana
  - aliohjelmien paikallinen data ja parametrit pinossa
- ohjelmointikielen tai käyttöjärjestelmä palveluohjelma sijoittaa suoritusaikana
  - dynaaminen data keossa

Levy, levypalvelin (aivan liian hidas)

- vaatii käyttöjärjestelmän palveluohjelmien apua tiedon kopiointiin muistiin
- mitä tehdä (mahdollisesti hyvin pitkänä) odotusaikana?

Pääosa viitatusta datasta on muistissa. Kääntäjä valitsee, sijoitetaanko pieni vakio data-alueelle vai konekäskyjen vakio-osaan. Pinosta varataan muistialueita vain pinon pinnalta aliohjelmakutsujen yhteydessä. Varauksen tekee kutsukohdassa oleva koodi. Erilaiset palveluohjelmat hoitavat keon käsittelyn, eikä ohjelmoijalla ole mahdollisuutta vaikuttaa, mistä päin kekoa hänen dynaamisesti varaamansa muistialue allokoidaan. Yleisesti ottaen, kaikki ohjelman käyttämä tieto on muistissa ja se kopioidaan rekistereihin ainoastaan tiedon manipuloinnin ajaksi.

Tiedon sijainti laitteistossa suoritusaikana

Rekisteri (nopea)

- kääntäjä päättää, milloin muuttujan arvo pidetään rekisterissä (ja missä rekisterissä)

Välimuisti (nopea)

- muistinhallintalaitteisto hoitaa suoritusaikana automaattisesti joillekin muistialueille

Muisti (hidas)

- kääntäjä valitsee sijaintipaikan
  - globaali data datasegmenttiin, varataan ja alustetaan ohjelman latauksen yhteydessä
  - pienet vakiot voidaan sijoittaa myös konekäskyjen vakio-osaan koodisegmentissä
- ohjelma sijoittaa suoritusaikana
  - aliohjelmien paikallinen data ja parametrit pinossa
- ohjelmointikielen tai käyttöjärjestelmä palveluohjelma sijoittaa suoritusaikana
  - dynaaminen data keossa

Levy, levypalvelin (aivan liian hidas)

- vaatii käyttöjärjestelmän palveluohjelmien apua tiedon kopiointiin muistiin
- mitä tehdä (mahdollisesti hyvin pitkänä) odotusaikana?

Osa ohjelman viittaamasta tiedosta voi kaikesta huolimatta sijaita levyllä esimerkiksi sen vuoksi, että keskusmuisti on liian pieni kaikelle ohjelman käsittelemälle tiedolle. Levy on kuitenkin aivan liian hidas media ohjelman suorituksen kannalta, eikä ohjelman suoritus voi edetä normaalisti levyltä luvun yhteydessä. Käyttöjärjestelmä puuttuu asiaan ja hoitaa tiedon kopioinnin levyltä muistiin. Tämän jälkeen käyttöjärjestelmä antaa jollain tavalla alkuperäiselle ohjelmalle tiedon asiasta ja ohjelman suoritus voi jatkua normaalisti. Mutta tietenkin viitattu data sijaitsee nyt muistissa eikä levyllä.

Konekielisen ohjelmoinnin peruskäsitteet

Aritmeettinen lauseke

- miten tehdä laskutoimitukset?

```
X = 2 + 4 * Y
```

```
H := 3.8765 + 34.56/Z;
```

Yksinkertaiset tietorakenteet

- yksiulotteiset taulukot, tietueet

Kontrolli - mistä seuraava käsky?

- valinta: if-then-else
- toisto: for-silmukka, while-silmukka
- aliohjelmat, virhetilanteet

Monimutkaiset tietorakenteet

- listat, moniulotteiset taulukot
- pinot, keot

Ohjelmoinnissa on oikeastaan vain muutamia peruskäsitteitä. Eri korkean tason kielissä nämä käsitteet toteutetaan ehkä hivenen eri muodossa käyttäen erilaisia syntakseja, mutta perusteiltaan ainakin kaikki lohkorakenteiset kielet ovat hyvin saman kaltaisia. Toisaalta, on olemassa myös luonteeltaan erilaisia ohjelmointikieliä, kuten funktionaaliset kielet ja tekoälykielet, mutta emme käsittele niitä nyt tällä kertaa. Perustyö kaikessa laskennassa on suorittaa laskutoimituksia, joten tietenkin meidän tulee osata toteuttaa erilaiset aritmeettiset lausekkeet myös konekielellä.

Konekielisen ohjelmoinnin peruskäsitteet

Aritmeettinen lauseke

- miten tehdä laskutoimitukset?

Yksinkertaiset tietorakenteet

- yksiulotteiset taulukot, tietueet

Kontrolli - mistä seuraava käsky?

- valinta: if-then-else
- toisto: for-silmukka, while-silmukka
- aliohjelmat, virhetilanteet

Monimutkaiset tietorakenteet

- listat, moniulotteiset taulukot
- pinot, keot

```
int  Tbl[20];
...
Tbl[3] = 54;
```

```
struct { int x;  int y; } S;
...
Xcoord = S.x;
Ycoord = S.y;
```


Yksiulotteiset taulukot ja yksinkertaiset tietueet muodostavat rakenteellisen tiedon perusteet, ja kaikki lohkorakenteiset ohjelmointikielet tukevat niiden käyttöä. On siis olennaista ymmärtää, miten nämä rakenteellisen tiedon peruskäsitteet toteutetaan konekielen tasolla.

Konekielisen ohjelmoinnin peruskäsitteet

Aritmeettinen lauseke

- miten tehdä laskutoimitukset?

```
x = 5;
y = 67;
z = x;
```

```
if (X<45)
    Y = 20;
else
    Y = 0;
```

Yksinkertaiset tietorakenteet

- yksiulotteiset taulukot, tietueet

```
while (X > 0) {
    Y += 1;
    X /= 2;
}
```

```
for (i=0; i<10; ++i)
   Sum += Tbl[i];
```

Kontrolli - mistä seuraava käsky?

- valinta: if-then-else
- toisto: for-silmukka, while-silmukka
- aliohjelmat, virhetilanteet

```
X = MyFunction ( X, 34);
System.out.println("Hello");
```

Monimutkaiset tietorakenteet

- listat, moniulotteiset taulukot
- pinot, keot

```
Y = 1;
X = Y-1;
Z = 45 / X;  // oops
```


Normaalitapauksessa konekielessä nyt suoritettavan konekäskyn jälkeen suoritetaan nykykäskyä seuraavassa muistipaikassa oleva käsky. Tämä oletusarvo pienentää koodia huomattavasti, koska useimmiten seuraavaksi suoritettavan konekäskyn osoitetta ei tarvitse erikseen speksata. On kuitenkin paljon tavalliseen ohjelmointiin liittyviä tilanteita ja myös erikoistilanteita, joissa seuraavaksi suoritettava käsky löytyykin muualta (kuin nykyisen käskyn jälkeen). Käymme läpi kaikki nämä eri tilanteet kontrollin siirtymisessä.

Konekielisen ohjelmoinnin peruskäsitteet

Aritmeettinen lauseke

- miten tehdä laskutoimitukset?

Yksinkertaiset tietorakenteet

- yksiulotteiset taulukot, tietueet

Kontrolli - mistä seuraava käsky?

- valinta: if-then-else
- toisto: for-silmukka, while-silmukka
- aliohjelmat, virhetilanteet

Monimutkaiset tietorakenteet

- listat, moniulotteiset taulukot
- pinot, keot

```
int [ ] [ ] matriisi = { { 1, 2 }, { 3, 4 }, { 5, 6 } };
int [ ][ ][ ] matr3d = new int [ ][ ][ ];
...
X = matriisi [1] [2];
X = matr3d [i] [6] [k];
```

```
public class Person {
    public String name;
    public int age;
}

Person  sanna = new Person ("Sanna", 10);

ageNow = sanna.age;
```

```
public class Stack {
    int SP; int Size; ...
    public int push(...);
    public int pop(...);
    public int create (...);
}
```


Yksinkertaisten rakenteiden jälkeen saamme hivenen tuntumaa monimutkaisempiin tieto- ja koodirakenteisiin. Esimerkiksi moniulotteinen taulukko on yksiulotteisen taulukon laajennus, mutta sen toteutus on usein selvästi monimutkaisempaa, koska sille ei ole yleensä laitteistotukea sopivan tiedonosoitusmoodin muodossa. Toisaalta, mikä tahansa monimutkainenkin tietorakenne voidaan aina kuvata yksinkertaisiin perustyyppeihin ja toteuttaa näiden avulla.

Aritmeettinen lauseke

lauseke korkean
tason kielellä

```
int a, b, c;

...

b = 34;

a = b + 5 * c;
```


Aritmeettisessa lausekkeessa voi olla mukana muuttujia tai vakioita. Tässä esimerkissä meillä on kolme muuttujaa (a, b ja c) ja kaksi yksinkertaista sijoituslausetta. Ensimmäisessä lauseessa muuttujalle b sijoitaan uusi vakioarvo 34. Toisessa lauseessa muuttujalle a sijoitetaan aritmeettisen lausekkeen arvo, joka tietenkin täytyy laskea ensin. Esimerkissä kaikki muuttujat ja vakiot ovat kokonaislukuarvoisia, mutta lausekkeet lasketaan vastaavasti myös muille tietotyypeille.

Aritmeettinen lauseke

lauseke korkean tason kielellä

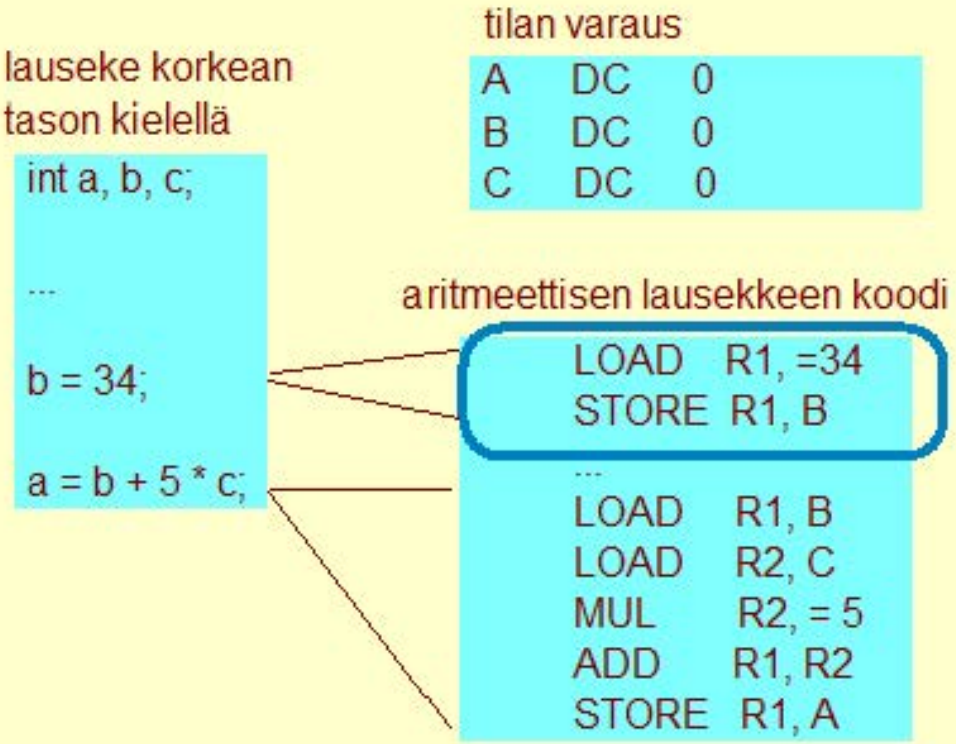
```
int a, b, c;

...

b = 34;

a = b + 5 * c;
```

tilan varaus

```
A    DC    0
B    DC    0
C    DC    0
```

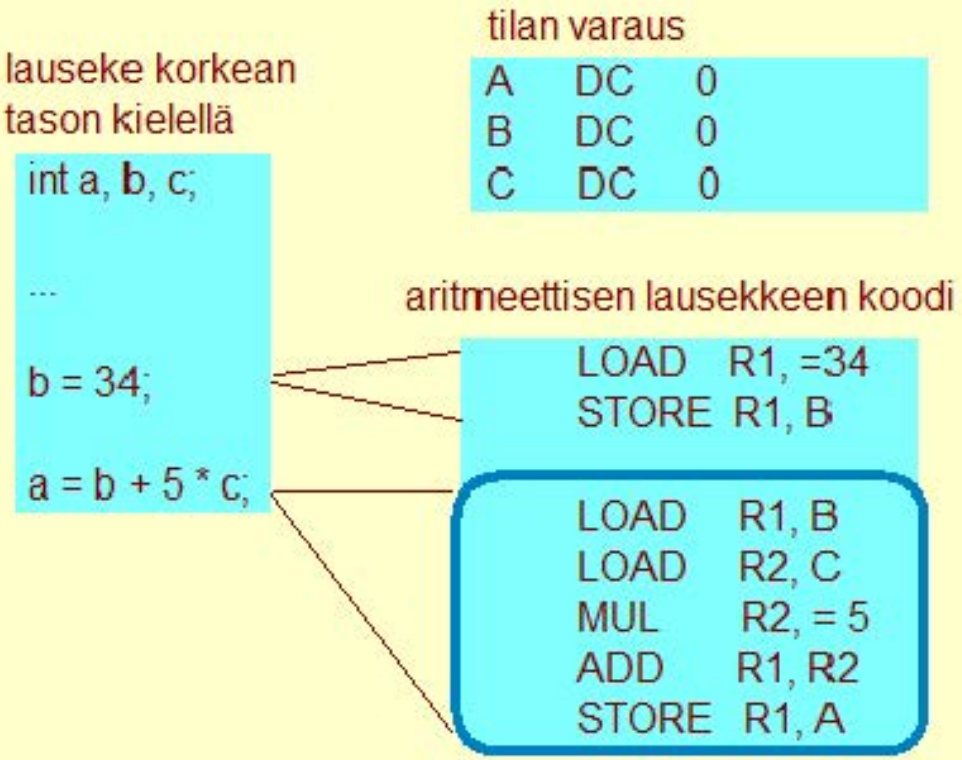

Muuttujat a, b ja c otaksutaan tässä pääohjelmatasolla määritellyksi. Niiden tilanvaraus tehdään tällöin DC-pseudokäskyllä. DC-valekäskyllä allokoidulle datalle pitää aina antaa jokin alkuarvo, ja tässä kukin muuttujista alustetaan nollaksi.

Aritmeettinen lauseke



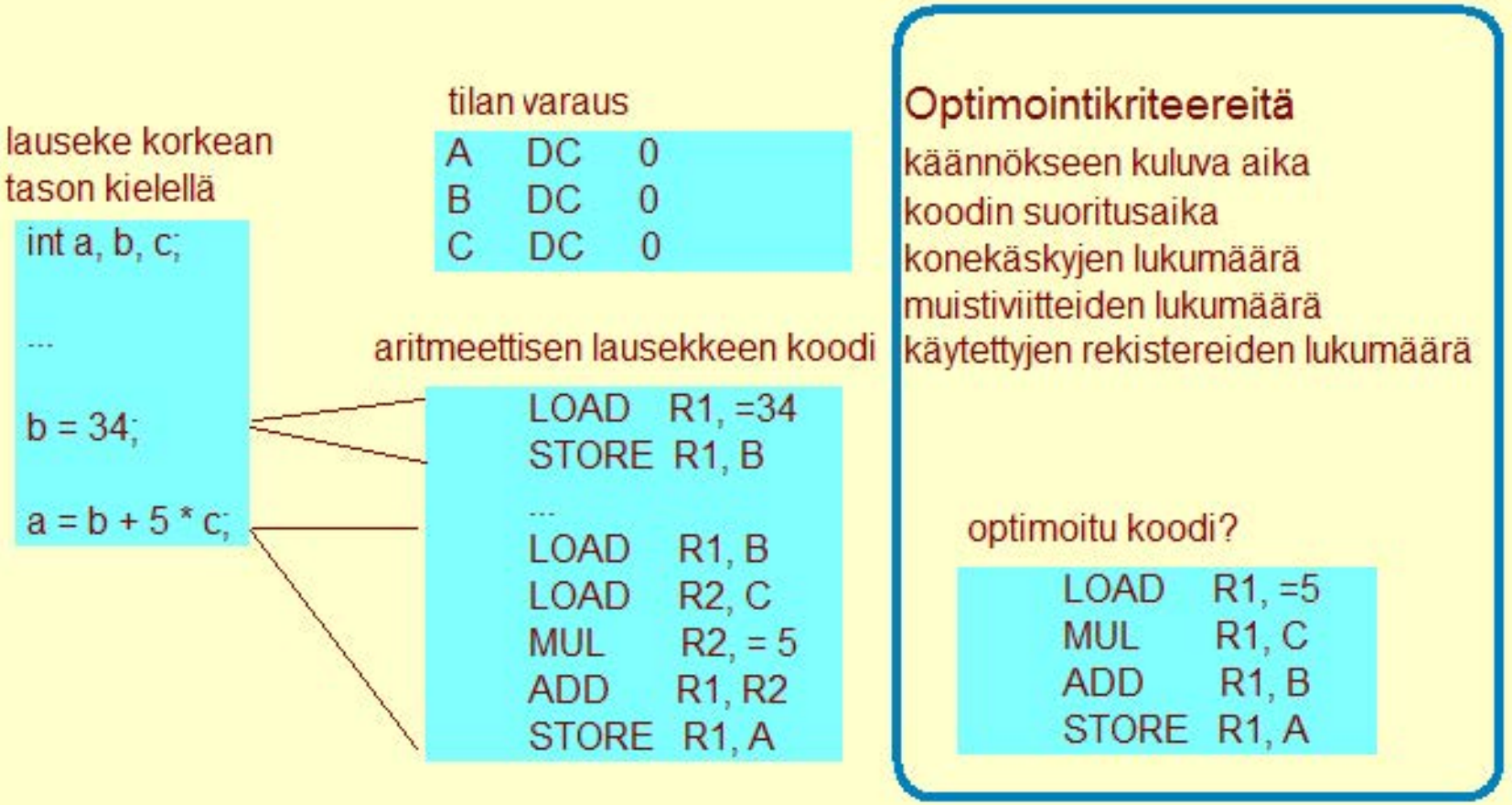
Sijoituslause toteutetaan konekielellä yksinkertaisesti 'pyöräyttämällä' sijoitettava arvo jonkun vapaan rekisterin kautta muistissa olevaan muuttujaan. Vakio '34' talletetaan tässä konekäskyn vakio-osaan, josta se saadaan suoraan käyttöön 'välitön operandi' tiedonosoitusmoodin avulla. Muuttujaan b viitataan tavallisella suoralla muistiosoituksella.

Aritmeettinen lauseke



Aritmeettinen lauseke pitää ensin tietenkin laskea käytössä olevia semanttisia sääntöjä noudattaen. Esimerkiksi, useimmissa ohjelmointikielissä tämän lausekkeen kertolasku tulee suorittaa ennen yhteenlaskua. Yksinkertainen kääntäjä tuo ensin muuttujan B arvon rekisteriin R1 ja sitten laskee kertolaskun '5*C' rekisteriin R2, ja lopulta laskee summan rekisteriin R1 ja vie sen muuttujan A arvoksi. Toiminta on hyvin suoraviivaista eikä loppujen lopuksi ole juurikaan vaikeampaa kirjoittaa konekielellä kuin korkean tason kielellä. Eniten aikaahan on kuitenkin mennyt sen ajattelemiseen, että pitää laskea lausekkeen 'B+5C' arvo.

Aritmeettinen lauseke



Sama aritmeettinen lauseke voidaan laskea konekielellä usealla eri tavalla. Mikä tapa on paras? Useimmat opiskelijoiden ohjelmat käännetään monta kertaa, kunnes ne lopulta toimivat oikein ja sitten suoritetaan yhden kerran. Tässä tapauksessa olisi ehkä parasta käyttää kääntäjän optioita, joilla käännös tapahtuu nopeasti, vaikka itse generoitu koodi olisikin ehkä hidas suorittaa. Teollisuuden sovelluksissa tilanne on usein päin vastainen. Sama ohjelma voidaan suorittaa tuhansia kertoja päivässä, joten on tärkeätä, että sen suoritusaika olisi mahdollisimman lyhyt. Suoritusajan optimointi ei ole helppoa, mutta suoritettujen käskyjen tai muistiviitteiden lukumäärä on hyvä indikaattori.

Globaalin taulukon tilan varaus ja käyttö

(yksittäisiä lauseita,
ei järkevää koodia!)
korkean tason
kielellä

```
int X, Y;
int Taulu[30];
...
X = 5;
Y = Taulu[X];
Y = Taulu[3];
Taulu[X] = Y;
```


Kaikkialla käytössä olevat yksiulotteiset taulukot kuuluvat ohjelmoijan peruskalustoon. Tässä esimerkissä meillä on kaksi (kokonaislukuarvoista) muuttujaa (X ja Y) ja yksi (kokonaislukuarvoinen) taulukko Taulu, jossa on 30 alkiota. Alkiot on oletusarvoisesti numeroitu nollasta alkaen: Taulu[0], ..., Taulu[29]. Taulukon normaalikäyttöön kuuluu sen indeksointi vakiolla tai muuttujan arvolla sekä taulukon alkioiden luku ja kirjoitus.

Globaalin taulukon tilan varaus ja käyttö

(yksittäisiä lauseita,
ei järkevää koodia!)
korkean tason
kielellä

```
int X, Y;
int Taulu[30];
...
X = 5;
Y = Taulu[X];
Y = Taulu[3];
Taulu[X] = Y;
```

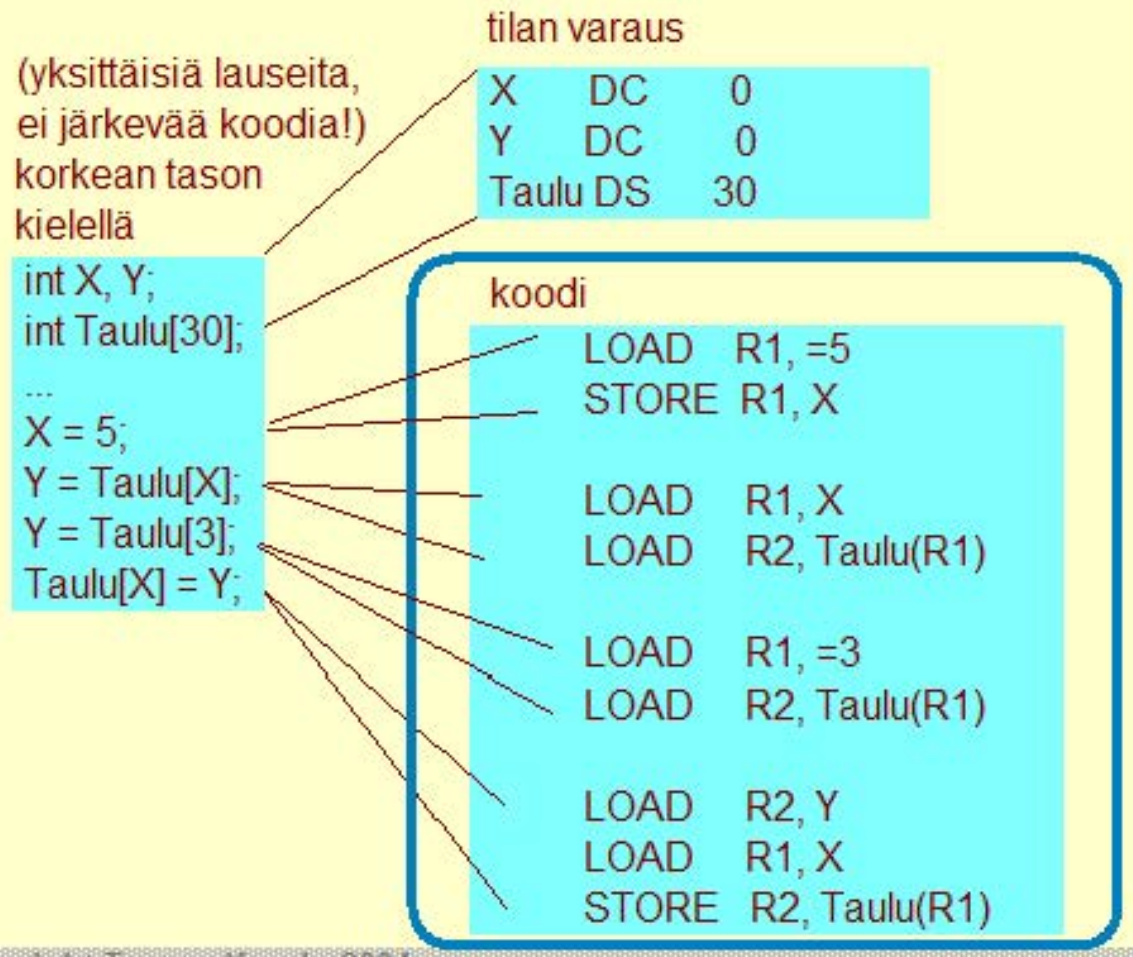
tilan varaus

```
X     DC     0
Y     DC     0
Taulu DS     30
```

```
      LOAD   R1, =0  ; initialize Taulu to zeroes
      LOAD   R2, =0
INIT  STORE  R1, Taulu[R2]
      ADD    R2, =1
      COMP   R2, =30
      JLES   INIT
```

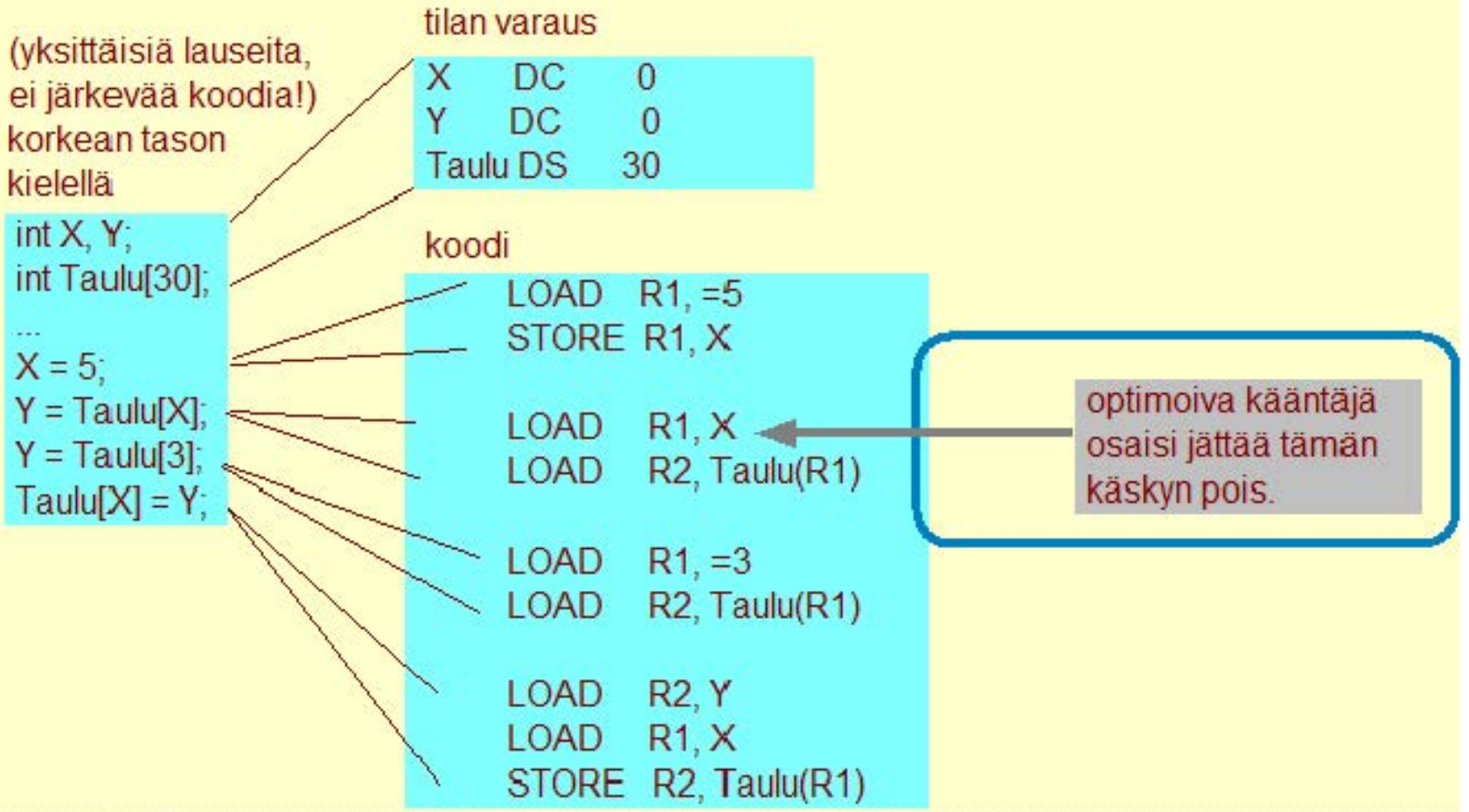

Kaikkialla käytössä olevan taulukon tilanvaraus tehdään yksinkertaisesti DS-valekäskyllä. Symbolisessa konekielessä ei ole mitään konstia kertoa kääntäjälle taulukon alkuarvoista, joten oletusarvoisesti ne ovat määrittelemättömiä. Kääntäjä voi kuitenkin alustaa ne esimerkiksi nolliksi, mutta tähän ei tulisi luottaa. Kaikki taulukot pitää siis muistaa alustaa ohjelmakoodissa.

Globaalin taulukon tilan varaus ja käyttö



Taulukkoon viittaminen tapahtuu kahdessa vaiheessa. Ensimmäisessä vaiheessa johonkin indeksirekisteriin sijoitetaan taulukon indeksi, ja toisessa vaiheessa tehdään itse taulukon muistiviite tuon indeksirekisterin avulla indeksoitua muistinosoitusmoodia käyttäen. Taulukot sijaitsevat aina muistissa ja niistä tuodaan käsittelyyn työrekistereihin aina vain yksi alkio kerrallaan. Taulukon alkion arvojen talletus muistiin tapahtuu vastaavasti yksi alkio kerrallaan. Uusi arvo lasketaan ensin työrekisteriin ja alkion indeksi indeksirekisteriin, jonka jälkeen arvo talletetaan muistiin indeksoitua tiedonosoitusmoodia käyttäen. Taulukoiden käsittelyn voi tehdä myös osoitinmuuttujien avulla, mutta siitä sitten myöhemmin lisää.

Globaalin taulukon tilan varaus ja käyttö



Tässäkin esimerkissä näkyy hyvin, kuinka yksinkertainen kääntäjä kääntää korkean tason kielen lauseet yksi kerrallaan konekieleksi. Optimoiva kääntäjä osaisi ottaa huomioon myös muista korkean tason kielen lauseista generoidut käskyt. Vaikka tämän yhden käskyn jättäminen pois voi tuntua hyvin suoraviivaiselta ja itsestään selvältä asialta, niin käytännössä kääntäjän optimoivaa koodingenerointilogiikkaa suunniteltaessa havaitsee pian, että yleisessä tapauksessa tämänkin asian huomaaminen ja ohjelmoiminen on aika monimutkaista.

Globaalin tietueen tilanvaraus ja käyttö

korkean tason
kielellä

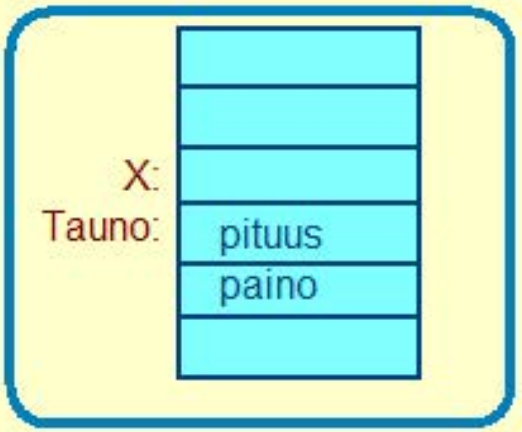
```
int X, Y;
struct Tauno {
   int Pituus;
   int Paino;
   }
..
X = Tauno.Paino;
Tauno.Pituus = 175;
```


Tietueet ovat toinen ohjelmoijan perustietorakenne. Toisin kuin taulukossa, tietueen sisällä sen alkiot eli kentät voivat olla keskenään erilaisia, vaikka ne meidän ttk-91 esimerkeissä ovatkin aina samaa int-tyyppiä. Kaikilla samaa tyyppiä olevilla tietueilla on siis sama rakenne ja samat kentät. Tässä esimerkissä meillä on globaali tietue Tauno, jolla on kaksi kenttää: Pituus ja Paino. Kenttiin pystytään viittaamaan korkean tason kielessä niiden nimen perusteella.

Globaalin tietueen tilanvaraus ja käyttö

korkean tason
kielellä

```
int X, Y;
struct Tauno {
   int Pituus;
   int Paino;
   }
..
X = Tauno.Paino;
Tauno.Pituus = 175;
```



Tietueen Tauno kentän Pituus
suhteellinen osoite tietueessa Tauno = 0

Tietueen Tauno kentän Pituus
osoite = symbolin Tauno arvo (+ 0)

Tietueen Tauno kentän Paino
suhteellinen osoite tietueessa Tauno = 1

Tietueen Tauno kentän Paino
osoite = symbolin Tauno arvo + 1

Tietue on monisanainen tieto ja se talletetaan muistiin samalla tavalla kuin muukin monisanainen tieto: peräkkäisiin muistipaikkoihin. Kääntäjä valitsee kenttien sisäisen järjestyksen tietueen sisällä, mutta järjestyksellä ei juurikaan ole väliä. Tässä esimerkissä tietueen Tauno kentän Pituus suhteellinen osoite tietueen sisällä on 0 ja kentän Paino suhteellinen osoite on 1. Tietueen osoite eli tässä symbolin Tauno arvo on kentän Pituus osoite, joka on siis aivan eri asia kuin kentän Pituus suhteellinen osoite tietueen sisällä.

Globaalin tietueen tilanvaraus ja käyttö

korkean tason
kielellä

```
int X, Y;
struct Tauno {
   int Pituus;
   int Paino;
   }
..
X = Tauno.Paino;
Tauno.Pituus = 175;
```

tilan varaus

```
X       DC     0
Tauno   DS     2
Pituus  EQU    0
Paino   EQU    1
```

Symbolisen konekielen tasolla globaalille, kaikkialla käytössä olevalle tietueelle Tauno varataan tilaa DS-valekäskyllä ja symboleille Pituus ja Paino annetaan arvoksi tietueen kenttien suhteelliset sijainnit. Jos samantyyppisiä tietueita varattaisiin suoritusaikana keosta, niin myös niiden pituus- ja painokenttien suhteelliset sijainnit tietueen sisälä olisivat samat kuin tässä määritellyt. Oikeasti siis kullekin tietuetyypille määritellään kunkin kentan suhteelliset sijainnit, jotka ovat samoja kaikille kyseisen tyypin tietueille.

Globaalin tietueen tilanvaraus ja käyttö

korkean tason kielellä

```
int X, Y;
struct Tauno {
   int Pituus;
   int Paino;
   }
..
X = Tauno.Paino;
Tauno.Pituus = 175;
```

tilan varaus

```
X       DC      0
Tauno   DS      2
Pituus  EQU     0
Paino   EQU     1
```

koodi

```
        LOAD    R1, =Tauno
        LOAD    R2, Paino(R1)
        STORE   R2, X

        LOAD    R2, =175
        STORE R2, Pituus(R1)
```

Tietueihin viitataan samalla indeksoidulla tiedonosoitusmoodilla kuin taulukoihinkin, mutta nyt moodia käytetään eri tavalla. Kun taulukoiden yhteydessä taulukon osoite oli käskyn osoiteosassa ja taulukon sisäinen osoite eli indeksi oli indeksirekisterissä, niin tietueiden kohdalla tilanne on päin vastoin. Tietueen osoite ladataan aina ensin johonkin indeksirekisteriin ja tietueen sisäinen osoite eli tietueen kentän suhteellinen osoite annetaan käskyn vakio-osassa. Esimerkissä rekisteri R1 osoittaa siis kyseessä olevaan tietueeseen ja sen kenttiin viitataan kenttien suhteellisten osoitteiden Pituus ja Paino avulla, indeksoiden niitä tietueen osoitteella.

Globaalin tietueen tilanvaraus ja käyttö

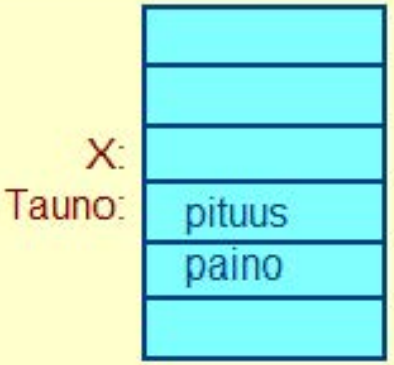
korkean tason kielellä

```
int X, Y;
struct Tauno {
   int Pituus;
   int Paino;
   }
..
X = Tauno.Paino;
Tauno.Pituus = 175;
```

tilan varaus

```
X       DC      0
Tauno   DS      2
Pituus  EQU     0
Paino   EQU     1
```

```
        LOAD    R1, =Tauno
        LOAD    R2, Paino(R1)
        STORE   R2, X

        LOAD    R2, =175
        STORE R2, Pituus(R1)
```



On merkillepantavaa, että yhdellä samalla indeksoidulla tiedonosoitusmoodilla voidaan toteuttaa molemmat tärkeimmät rakenteisen tiedon viittaustavat: taulukot ja tietueet. Taulukoissa tietorakenteen osoite on käskyssä vakiona ja taulukon sisäinen osoite eli usein muuttuva indeksi on indeksirekisterissä. Tietueisiin viitattaessa tietueen osoite on osoitinmuuttujan arvona rekisterissä ja tietueen sisäinen kentän osoite on käskyn vakio-osassa. Tietyssä konekäskyssä viitataan aina samaan kenttään, vaikka itse tietue vaihtuisikin. Tämä on tietenkin vain perustapa viitata sekä taulukoihin että tietueisiin - monenlaisia muita variantteja on myös käytössä.

Kontrollin siirto muualle kuin seuraavaan käskyyn

```
JUMP   LOOP
CALL   SP, Subr
EXIT    SP, =2
SVC    SP, ReadFile
IRET   SP, =1
```

Ehdoton kontrollin siirto

- JUMP, CALL, EXIT, SVC, IRET

Ehdollinen kontrollin siirto perustuen työrekisterin arvoon

- JZER, JNZER, JPOS, JNPOS, JNEG, JNNEG

Ehdollinen kontrollin siirto perustuen tilarekisterin vertailubittien arvoon

- JEQU, JNEQU, JGRE, JNGRE, JLES, JNLES
- aseta arvo ensin COMP-käskyllä (normaali tilanne)
- aseta arvo ALU-operaatioiden yhteydessä (ttk-91 "piirre"), jokaista ALU-käskyä "seuraa" implisiittinen vertailu "COMP Rj, =0"

ADD, SUB, MUL, DIV, NOT, AND, OR, XOR, SHL, SHR, SHRA

ADD R1, =5

- R1 ← R1+5
- G ← 1, jos ja vain jos R1'n uusi arvo > 0
  E ← 1, jos ja vain jos R1'n uusi arvo = 0
  L ← 1, jos ja vain jos R1'n uusi arvo < 0

Kontrollin siirrolla tarkoitetaan sitä, mistä seuraava konekäsky löytyy kun nykyinen käsky on suoritettu loppuun. Oletusarvoisestihan se löytyy aina nykykäskyä seuraavasta muistipaikasta. Mielenkiintoiset tilanteet tulevat tietenkin vain siitä, kun kontrolli siirtyy jonnekin muualle. Yksinkertaisin tapa on ehdoton kontrollin siirto muualle, vaikka siirtymän kohde vaihtelisikin kuten esimerkiksi aliohjelmasta paluu -käskyn EXIT yhteydessä. Kontrolli kyllä palaa aina kutsukohtaa seuraavaan konekäskyyn, mutta aliohjelman kutsukohtiahan saattoi olla hyvinkin monta eri puolella ohjelmaa.

Kontrollin siirto muualle kuin seuraavaan käskyyn

Ehdoton kontrollin siirto

- JUMP, CALL, EXIT, SVC, IRET

Ehdollinen kontrollin siirto perustuen työrekisterin arvoon

- JZER, JNZER, JPOS, JNPOS, JNEG, JNNEG

```
JZER  R1, Loop
JNEG R3, Else
```

Ehdollinen kontrollin siirto perustuen tilarekisterin vertailubittien arvoon

- JEQU, JNEQU, JGRE, JNGRE, JLES, JNLES
- aseta arvo ensin COMP-käskyllä (normaali tilanne)
- aseta arvo ALU-operaatioiden yhteydessä (ttk-91 "piirre"), jokaista ALU-käskyä "seuraa" implisiittinen vertailu "COMP Rj, =0"

ADD, SUB, MUL, DIV, NOT, AND, OR, XOR, SHL, SHR, SHRA

ADD R1, =5

→ R1 ← R1+5

→ G ← 1, jos ja vain jos R1'n uusi arvo > 0
E ← 1, jos ja vain jos R1'n uusi arvo = 0
L ← 1, jos ja vain jos R1'n uusi arvo < 0

Ehdollinen kontrollin siirtymä eli ehdollinen hyppykäsky voidaan toteuttaa kahdella tavalla. Useissa tilanteissa päätös tehdään vertailemalla jonkin työrekisterin arvoa nollaan. Sitä varten on ihan omat konekäskynsä.

Kontrollin siirto muualle kuin seuraavaan käskyyn

```
COMP  R3, R4
JNLES  Else
```

vertaa?

Ehdoton kontrollin siirto

- JUMP, CALL, EXIT, SVC, IRET

```
COMP   R3, R4
MUL    R2, R2  ; tulos >= 0
JNLES  Else ; hyppää aina!
```

Ehdollinen kontrollin siirto perustuen työrekisterin arvoon

- JZER, JNZER, JPOS, JNPOS, JNEG, JNNEG

```
COMP   R0, =20
JGRE   Loop
```

Ehdollinen kontrollin siirto perustuen tilarekisterin vertailubittien arvoon

- JEQU, JNEQU, JGRE, JNGRE, JLES, JNLES
- aseta arvo ensin COMP-käskyllä (normaali tilanne)
- aseta arvo ALU-operaatioiden yhteydessä (ttk-91 "piirre"), jokaista ALU-käskyä "seuraa" implisiittinen vertailu "COMP Rj, =0"

ADD, SUB, MUL, DIV, NOT, AND, OR, XOR, SHL, SHR, SHRA

```
ADD  R1, =5
```

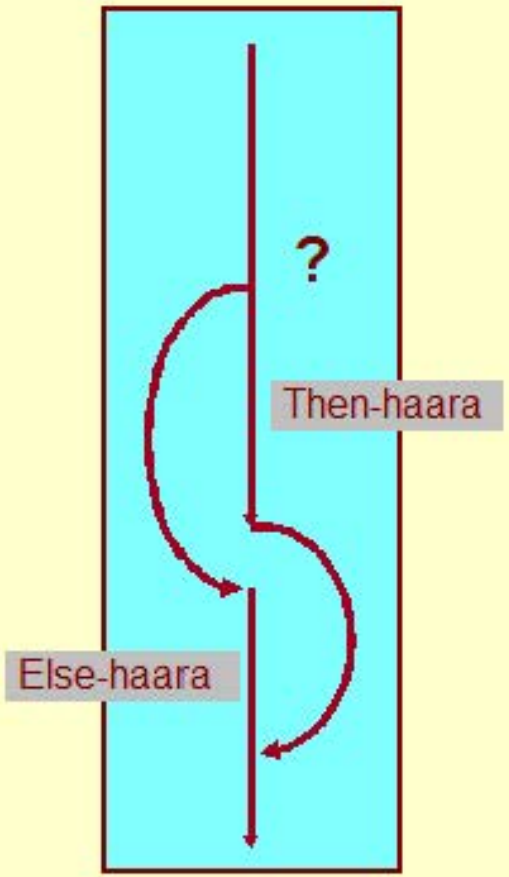
```
R1 ← R1+5
```

```
G ← 1,  jos ja vain jos  R1'n uusi arvo > 0
E ← 1, jos ja vain jos  R1'n uusi arvo = 0
L ← 1,  jos ja vain jos  R1'n uusi arvo < 0
```


Yleisempi vertailuun perustuva kontrollin siirto tehdään kahdessa vaiheessa. Ensin tehdään vertailu kahden arvon välillä ja tulos talletetaan tilarekisteriin. Seuraavassa vaiheessa sitten tarkastellaan tilarekisterissä olevaa vertailun tulosta ja haaraudutaan sen mukaisesti. Tilannetta vähän monimutkaistaa ttk-91 koneen 'piirre', jossa jokainen ALU-operaatio suorittaa oletusarvoisesti tuloksen vertailun nollaan ja asettaa tilarekisterin vertailubitit vastaavasti. Tämähän on ihan turhaa, koska meillä on erikseen yllämainitut konekäskyt juuri tätä tilannetta varten.

If-then-else -valinta

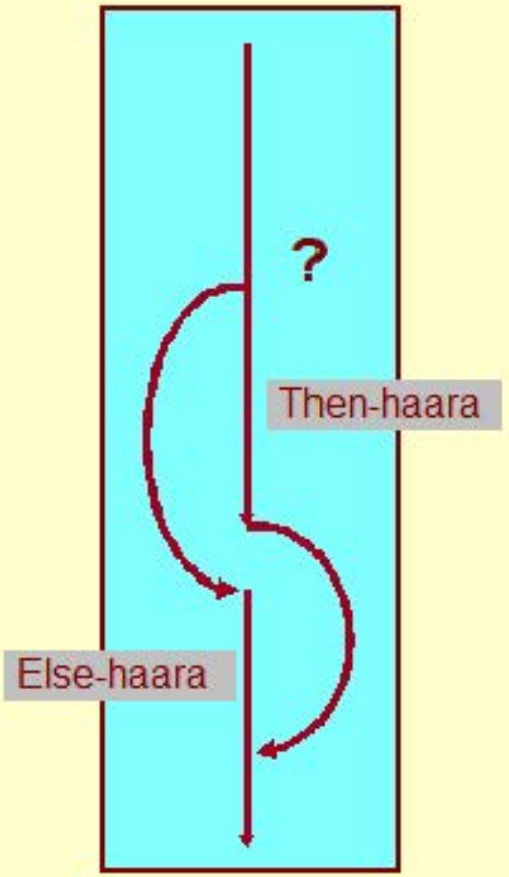
```
if (a<b)
    x = 5;
else
    x = y;
```



Normaali if-then-else -rakenne on yleisin korkean tason kielten kontrollirakenne. Koodia suoritetaan tässä 'ylhäältä alaspäin', jolloin jossain vaiheessa tehdään vertailu. Jos vertailun tulos on epätosi, haaraudutaan else-haaraan. Muutoin suoritetaan heti vertailun jälkeen oleva then-haara, minkä jälkeen suoritus jatkuu else-haaran jälkeen. Tästä on tietenkin myös yksinkertaisempi muoto, jossa else haara puuttuu.

If-then-else -valinta

```
if (a<b)
    x = 5;
else
    x = y;
```

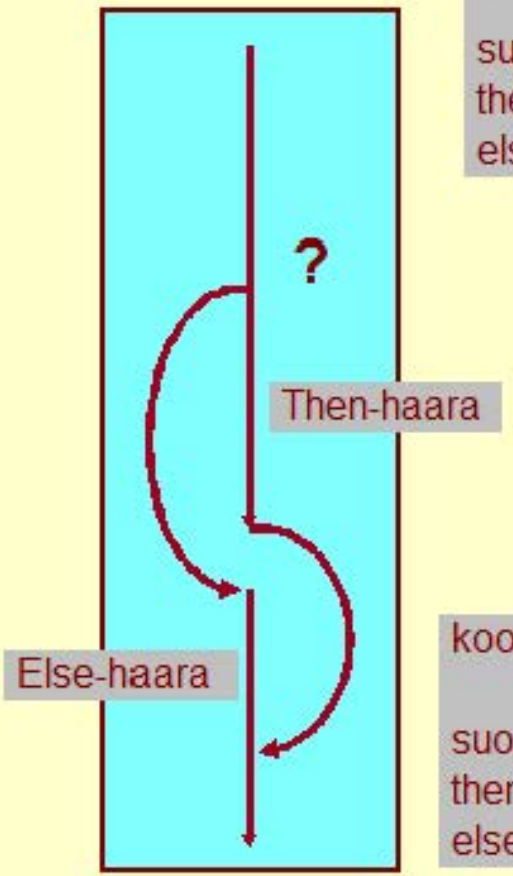



```
        LOAD  R1, A
        COMP  R1, B
        JNLES Else

Then    LOAD  R1, =5
        STORE R1, X
        JUMP  Done

Else    LOAD  R1, Y
        STORE R1, X

Done    NOP
```


Korkean tason kielen koodi käännetään suoraviivaisesti, yksi lause kerrallaan. Vertailemme ensin muuttujan A arvoa muuttujan B arvoon ja haaraudumme sitten else-haaraan, jos A ei ole pienempi kuin B. Muutoin jatkamme koodin suoritusta then-haarasta, jossa on osoitteena symboli 'Then' ihan selvyyden vuoksi. Koodissahan ei viitata tuohon symboliin lainkaan. Lopulta suoritus jatkuu aina Done-symbolin kohdalta, joko hyppäämällä sinne then-haaran lopusta tai vain jatkamalla suoritusta else-haaran jälkeen. Tämä on hyvä esimerkki NOP-käskyn käytöstä. Vaikka NOP-käsky ei teekään mitään, sille voidaaan antaa osoite!

If-then-else -valinta

```
if (a<b)
    x = 5;
else
    x = y;
```



koodi: 9 sanaa

suoritus:
then-haara: 7 käskyä
else-hara: 6 käskyä

```
        LOAD  R1, A
        COMP  R1, B
        JNLES Else

Then    LOAD  R1, =5
        STORE R1, X
        JUMP  Done

Else    LOAD  R1, Y
        STORE R1, X

Done    NOP
```

koodi: 6 sanaa

suoritus:
then-haara: 6 käskyä
else-hara: 5 käskyä

```
        LOAD  R2, Y
        LOAD  R1, A
        COMP  R1, B
        JNLES Else

Then    LOAD  R2, =5

Else    STORE R2, X
```


Optimoiva kääntäjä osaisi kääntää tämän ehdollisen lauseen siten, että siitä generoituisi vähemmän konekäskyjä ja että koodi luultavasti suorittaisi nopeammin kuin ilman optimointia generoitu koodi. Optimoitu koodi on kuitenkin ihmisen vaikeampaa lukea ja ymmärtää. Tässä on hyödynnetty sitä asiaa, että molemmissa kontrollihaaroissa talletetaan samaan muuttujaan X. Koodissa arvataan ensin, että X'ään tullaan tallettamaan Y'n arvo. Talletettava arvo R2'ssa muutetaan then-haarassa 5'ksi, jos arvaus oli väärin. Koodissa on säästetty kokonaan then-haaran lopussa oleva hyppykäsky.

Monivalintalause (case, switch)

```
switch (lkm) {
    case 4:  x = 11;
             break;
    case 0:  break;
    default: x = 0;
             break;
    }
```


If-then-else -lauseen laajennus on monivalinta-lause eli case-lause eli switch-lause. Eri korkean tason ohjelmointikielissä se voi olla vähän eri muodossa, mutta perusidea on silti sama. Meillä on muuttuja tai lauseke, ja sen arvosta riippuen kontrolli siirtyy oikeaan case-tapaukseen. Case'n jälkeen suoritus jatkuu koko case-lauseen jälkeen. C- ja Java-kielissä tämä on switch-lause ja siirtymä switch-lauseen loppuun pitää eksplisiittisesti muistaa laittaa break-lauseella jokaiseen case'en. Joissakin toisissa ohjelmointikielissä (esim. Pascalissa) tätä siirtymää switch-lauseen loppuun ei tarvitse eksplisiittisesti mainita, vaan se tapahtuu automaattisesti.

Monivalintalause (case, switch)

```
switch (lkm) {
    case 4:   x = 11;
              break;
    case 0:  break;
    default:  x = 0;
              break;
    }
```

```
Switch   LOAD  R1, Lkm

Vrt4     COMP  R1, =4
         JNEQU  Vrt0
          LOAD   R2, =11
         STORE  R2, X
         JUMP    Cont

Vrt0     COMP  R1, =0
         JNEQU  Def
         JUMP    Cont

Def      LOAD   R1, =0
         STORE  R1, X

Cont     NOP
```


Case-lause koodataan konekielellä suoraviivaisesti yksi case-kohta kerrallaan, tyyliin if-then-elseif-then-elseif-then jne. Kussakin case'ssa ensin tutkitaan, halutaanko juuri tämä case suorittaa. Jos ei, niin siirrytään seuraavaan case'en. Jos kohta on oikea, niin suoritetaan tämän case-kohdan koodi ja sitten jatketaan suoritusta case-lauseen jälkeen. Case-lauseessa voi useiden ohjelmointikielten yhteydessä olla oletusarvoinen kohta, joka suoritetaan siinä tapauksessa, että mikään nimetty case ei "tärppää".

Monivalintalause (case, switch)

```
switch (lkm) {
   case 4:  x = 11;
            break;
   case 0:  break;
   default: x = 0;
            break;
   }
```

```
Switch  LOAD  R1, Lkm

Vrt4    COMP  R1, =4
        JNEQU Vrt0
        LOAD  R2, =11
        STORE R2, X
        JUMP  Cont

Vrt0    COMP  R1, =0
        JNEQU Def
        JUMP  Cont

Def     LOAD  R1, =0
        STORE R1, X

Cont    NOP
```

Onko Case-tapausten järjestyksellä väliä?

1000 casea, oikea löytyy keskimäärin 500 vai 10 yrityksellä?

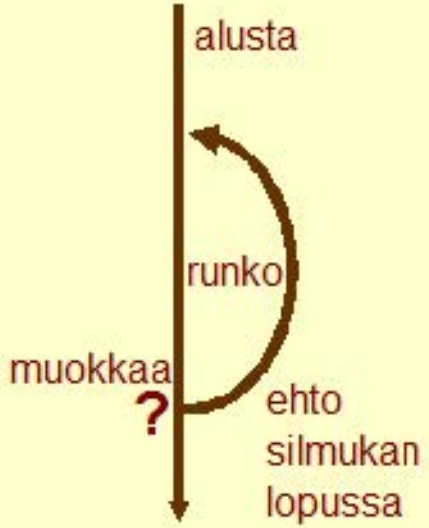
Case-lause on siis oikeasti oikein pitkä if-then-elseif-then-elseif-then-else lause, jossa suoritetaan ehkä suurikin määrä vertailuja, kunnes oikea case-tapaus löytyy. Viisas ohjelmoija sijoittaakin case-tapauksensa sellaiseen järjestykseen, että oikea case löytyy keskimäärin mahdollisimman vähillä vertailuilla. Case-tapauksiahan voi tilanteesta riippuen olla satoja tai jopa tuhansia. Joissakin tapauksissa optimoiva kääntäjä voi auttaa tässä. Joissakin tapauksissa apuna voi käyttää myös ns. hyppytaulua (jump table), jonka avulla oikea case löytyykin taulukon avulla eikä vertailujen perusteella.

Toistolause (for-lause)

- For-step-until -silmukka
- Do-until -silmukka
- Do-while -silmukka
- While-do -silmukka
- ...

```
for (i=0; i<10; i++) { ... };

while (flag) { .. };

do { ... } until X > 2345;
```

```
while (not done) do
begin .... end;
```



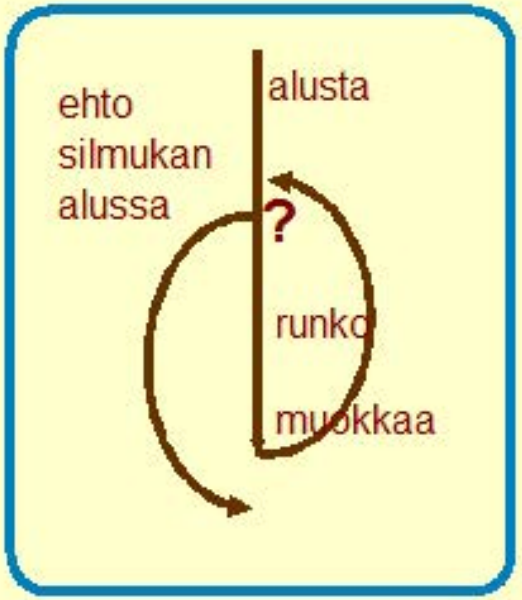
Korkean tason kielissä on paljon erilaisia toistolauseita, esimerkiksi for-lauseita, do-until -lauseita ja while-do -lauseita. Lauseiden kielioppi eli syntaksi ja merkitys eli semantiikka vaihtelevat hieman eri kielissä, mutta ei paljon. Esimerkiksi, joissakin kielissä for-lauseen yhteydessä koodirunko suoritetaan aina vähintään yhden kerran, mutta yleensä näin ei ole. Joissakin kielissä toistolauseen sisällä voi määritellä paikallisia muuttujia, mutta me emme käsittele tätä ohjelmointikielten piirrettä lainkaan. Otaksumme jatkossa, että kyse on ainoastaan kontrollin toteuttamisesta.

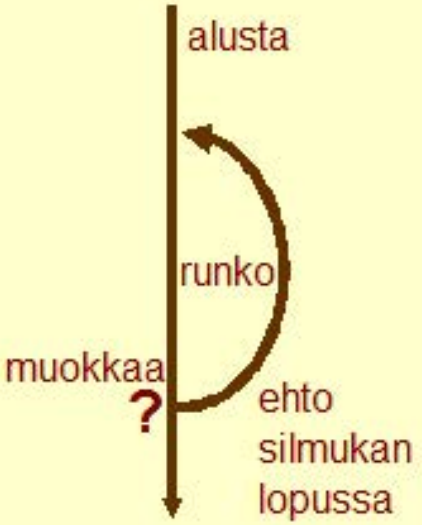
Toistolause (for-lause)

For-step-until -silmukka
Do-until -silmukka
Do-while -silmukka
While-do -silmukka
...

```
for (i=0; i<200; i++) {
    ...
};
```

```
i = 0;
while (i<200) {
    ...
    i++
};
```



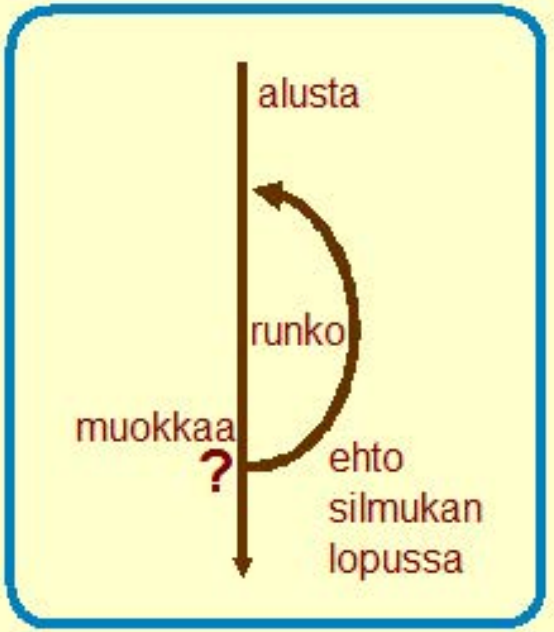


Konekielen tasolla nämä kaikki erilaiset toistolauseet redusoituvat kahteen perustyyppiin. Ensimmäisessä tyypissä lauseessa tehdään alustuksia ja sen jälkeen on ehtolause. Jos ehto pitää paikkansa, niin suoritetaan toistolauseen runko, modifioidaan jotain toistolauseen ehtomuuttujia ja palataan takaisin ehtolauseeseen. Jos ehto ei pidä paikkansa, niin poistutaan toistolauseesta. Tässä tyypissä on varsin mahdollista, että toistolauseen runkoa ei suoriteta edes yhtä kertaa. Tämä sopii esimerkiksi C'n tai Javan for- tai while-semantiikkaan.

Toistolause (for-lause)

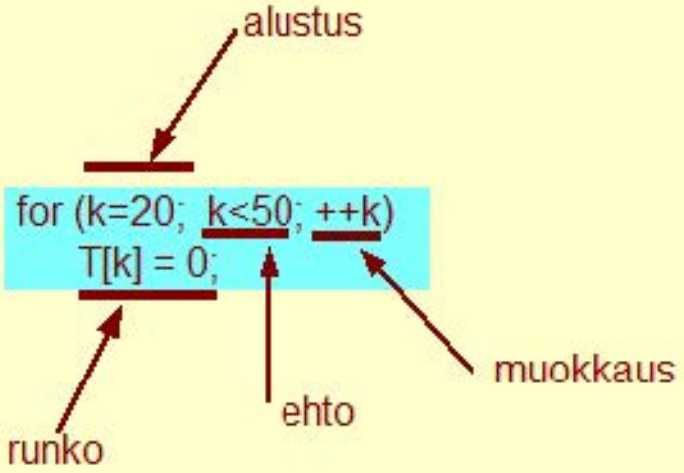
```
i = 0;
do {
    ...
    i++
} while i<200;
```

For-step-until -silmukka
Do-until -silmukka
Do-while -silmukka
While-do -silmukka
...



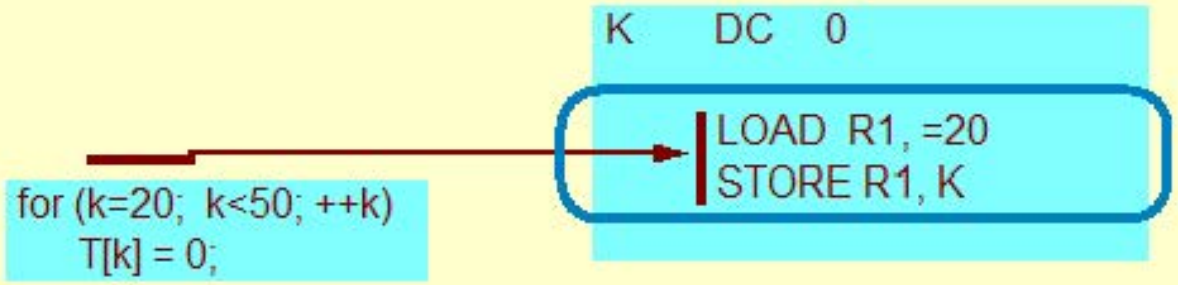
Toisessa toistolauseen tyypissä silmukan suoritusehto on silmukan lopussa. Tässä tapauksessa silmukan runko suoritetaan aina vähintään yhden kerran. Tämä sopii esimerkiksi joidenkin Fortran-kielien for-semantiikkaan ja Javan tai C'n do-while -semantiikkaan.

For-step-until ja muut vastaavat toistolauseet



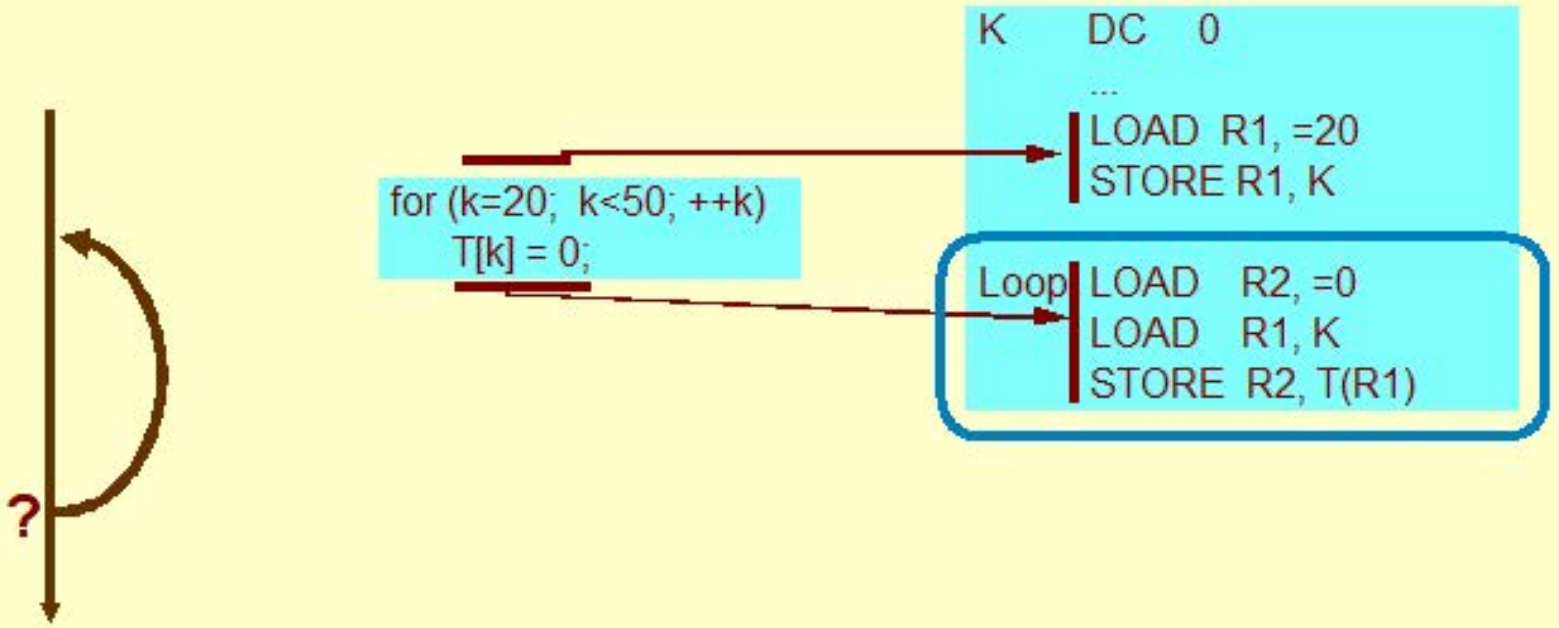
For-lause voidaan kääntää konekielelle paloittain. Toistolauseet koostuvat kaikki neljästä osasta: toistomuuttujien alustuksesta, ehtolausekkeesta, varsinaisesta työn tekevästä toistolauseen rungosta ja toistomuuttujien arvojen muokkaamisesta joka iteraatiokerralla. Toteutamme nämä kaikki osat siis yksi kerrallaan.

For-step-until ja muut vastaavat toistolauseet



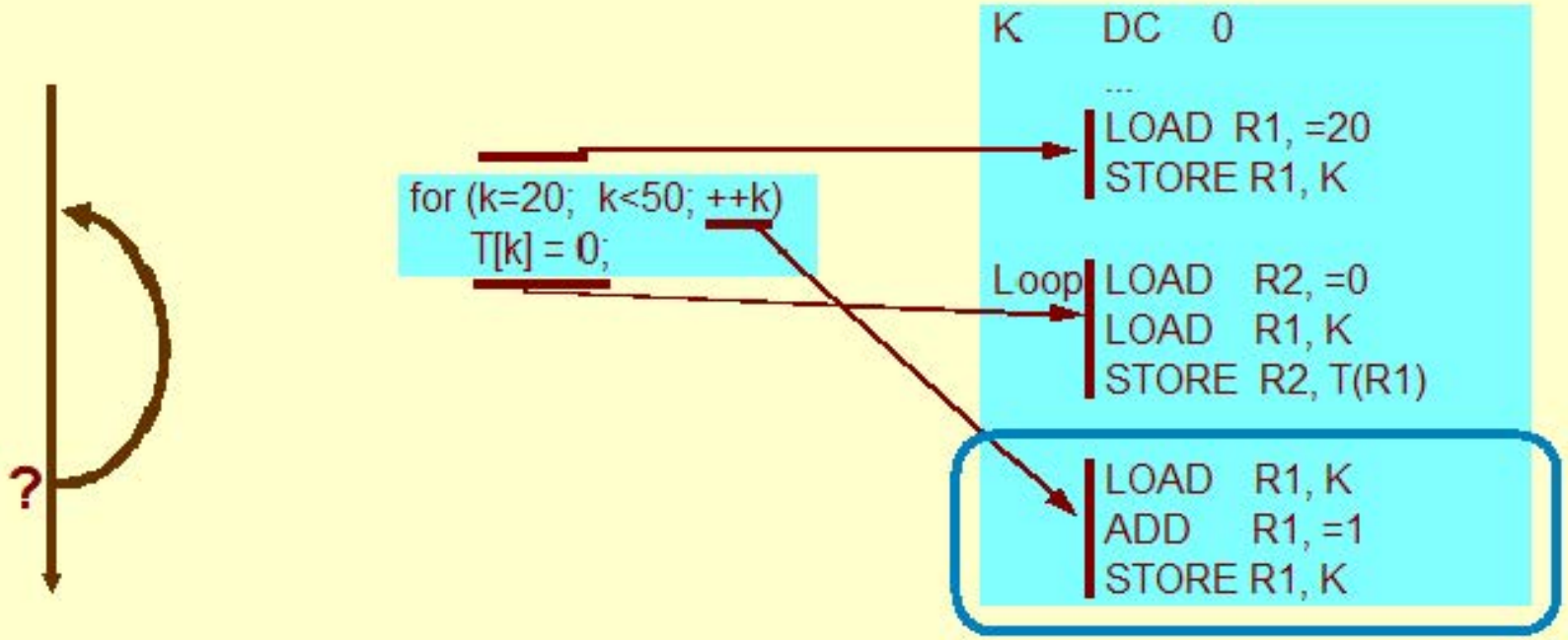
Tässä esimerkissä alustus toteutetaan ensin asettamalla toistomuuttujalle K alkuarvo 20.

For-step-until ja muut vastaavat toistolauseet



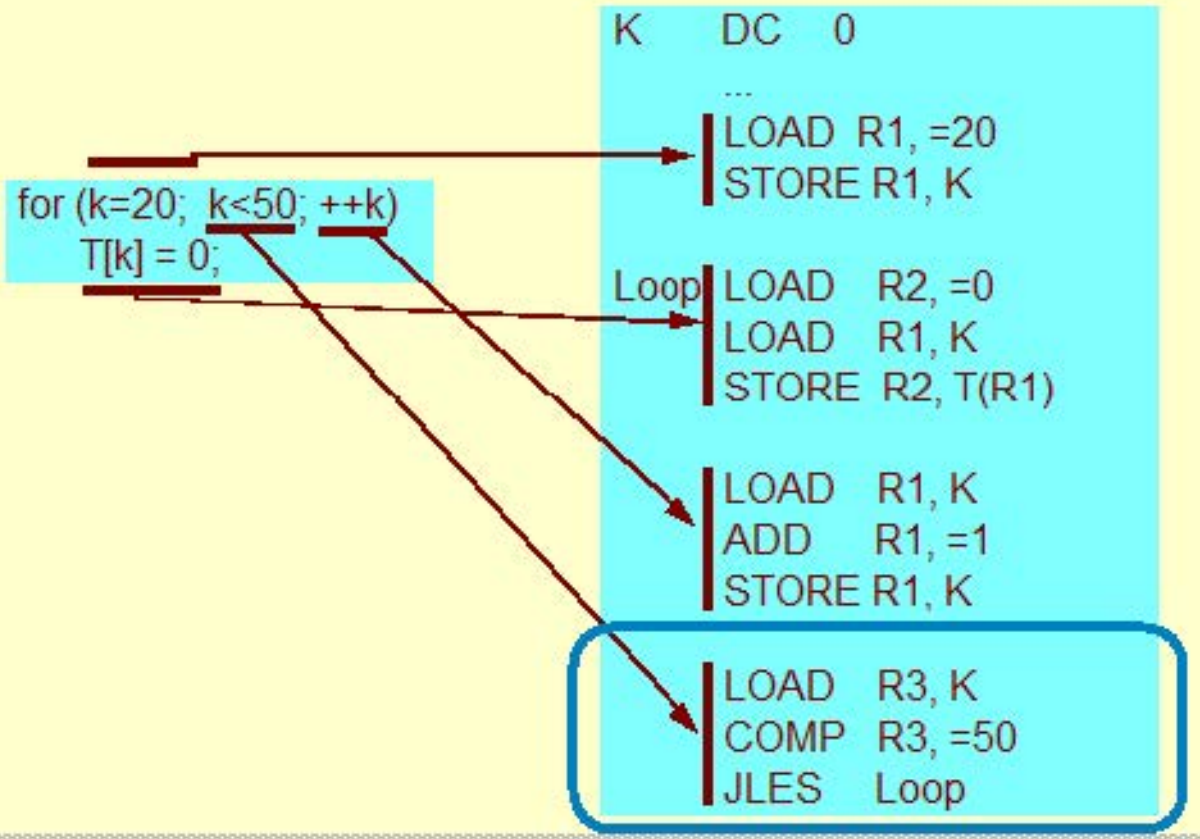
Toistolauseen runko toteutetaan seuraavaksi. Työrekisteriin R2 ladataan alkuarvo nolla ja indeksirekisteriin R1 indeksimuuttuja K. Lopuksi taulukon T alkioon K talletetaan uusi alkuarvo 0. Huomaa, että tässä toteutetaan for-loopin Fortran-tyyppistä semantiikkaa, jossa loopin runko suoritetaan aina ainakin yhden kerran. Jos kyseessä olisi esimerkiksi C-ohjelma, niin ehto pitäisi tarkistaa ennen rungon ensimmäistä suorituskertaa.

For-step-until ja muut vastaavat toistolauseet



Seuraavaksi muokataan loopin toistomuuttujaa K kasvattamalla sen arvoa yhdellä.

For-step-until ja muut vastaavat toistolauseet



Lopuksi tehdään ehdon tarkistus ja hypätään toistolauseen rungon alkuun, jos K'n arvo on edelleen pienempi kuin 50.

For-step-until ja muut vastaavat toistolauseet


```
for (k=20;  k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

Olisiko parempi pitää k:n arvo rekisterissä? Miksi? Milloin?

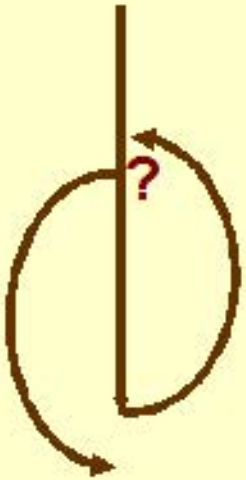
Mikä on k:n arvo lopussa? Onko sitä?

Entä jos toisenlainen for-semantiikka?

```
K     DC    0
      ...
      LOAD  R1, =20
      STORE R1, K

Loop  LOAD   R2, =0
      LOAD   R1, K
      STORE  R2, T(R1)

      LOAD   R1, K
      ADD    R1, =1
      STORE  R1, K

      LOAD   R3, K
      COMP   R3, =50
      JLES   Loop
```


Tämä on tietenkin vain for-loopin yksinkertainen perusratkaisu. Todellisuudessa asiaa mutkistaa korkean tason ohjelmointikielen semantiikka ja erilaiset optimoinnit. Esimerkiksi, koodin voisi tehdä huomattavasti nopeammaksi, jos K:n arvo pidettäisiin koko ajan jossakin rekisterissä, mutta toisaalta tämä varaisi yhden rekisterin K:ta varten. Jotkut ohjelmointikielet vaativat loop-semantiikassaan, että tässä tapauksessa K:n arvo loopin jälkeen olisi 50, kun taas jotkut muut kielet nimenomaan antavat tilaa optimoinnille ja määrittelevät semantiikan, jossa K:n arvo loopin jälkeen on tuntematon.

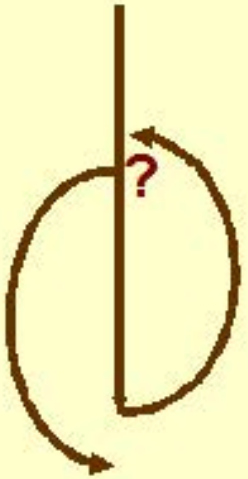
While-do -lause




```
X = 12345;
Xlog = 1;
Y = 10;
while (Y<X) {
   Xlog++;
   Y *= 10;
   }
```


While-looppi toteutetaan vastaavasti hyvin suoraviivaisesti perustapauksessaan. Tässä esimerkissä laskemme yksinkertaisessa loopissa triviaalilla tavalla muuttujan X 10-kantaisen logaritmin.

While-do -lause

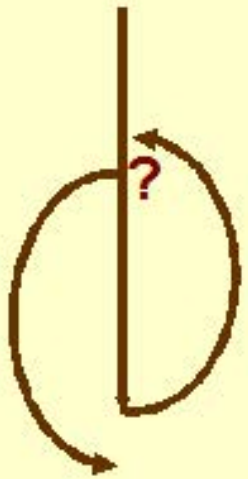



```
X = 12345;
Xlog = 1;
Y = 10;
while (Y<X) {
   Xlog++;
   Y *= 10;
   }
```

```
LOAD   R1, =12345
STORE  R1, X
LOAD   R1, =1   ; R1 on Xlog
LOAD   R2, =10  ; R2 on Y
```


Ennen itse looppia alustamme silmukan omat muuttujat, Xlog'in ja Y'n, jotka tällä kertaa talletetaan rekistereihin R1 ja R2. Kääntäjä on siis jotenkin päättänyt, että tässä kohtaa koodia on järkevää uhrata niukoista rekistereistä kaksi kappaletta näiden muuttujien arvon tallettamiseen. Etuna Xlog'in ja Y'n arvojen rekistereissä pitämiseen on tietenkin se, että niitä ei tarvitse yhtä mittaa silmukan aikana lukea muistista tai kirjoittaa sinne. Toisaalta silmukan lopussa arvot tulee kuitenkin tallettaa muistiin, jotta rekisterit R1 ja R2 voidaan vapauttaa toisiokäyttöön.

While-do -lause

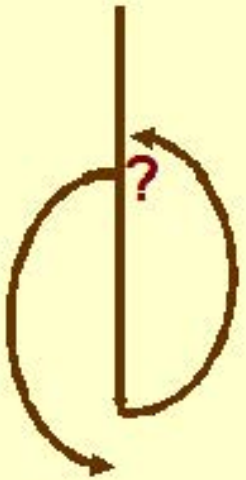



```
X = 12345;
Xlog = 1;
Y = 10;
while (Y<X) {
   Xlog++;
   Y *= 10;
   }
```

```
        LOAD   R1, =12345
        STORE  R1, X
        LOAD   R1, =1   ; R1 on Xlog
        LOAD   R2, =10  ; R2 on Y

While   COMP   R2, X
        JNLES  Done
```


While-loopin semantiikan mukaan ehto toteutetaan ennen silmukan runkoa. Tässä tapauksessa vertailemme siis Y'n eli 10 potenssiin Xlog'in arvoa X'ään. Jos vertailun tulos on pienempi, niin työ jatkuu. Huomaa, että konekielessä muuttujan Xlog arvo pidetään rekisterissä R1, mutta X'n arvo on muistissa. Olisi ollut myös aivan mahdollista pitää X'nkin arvo rekisterissä, mutta ilmeisesti kääntäjä tällä kertaa oli päättänyt, että kaikki muut rekisterit olivat jo tärkeämmässä käytössä.

While-do -lause

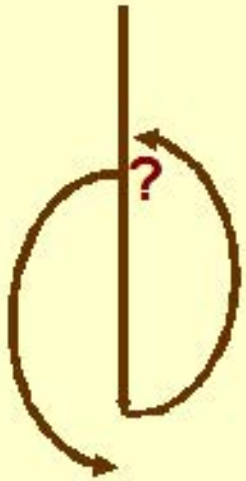



```
X = 12345;
Xlog = 1;
Y = 10;
while (Y<X) {
   Xlog++;
   Y *= 10;
   }
```

```
        LOAD   R1, =12345
        STORE  R1, X
        LOAD   R1, =1   ; R1 on Xlog
        LOAD   R2, =10  ; R2 on Y

While   COMP   R2, X
        JNLES  Done

        ADD    R1, =1
        MUL    R2, =10
        JUMP   While
```


Silmukan rungossa lisäämme ykkösen laskettavaan logaritmiin Xlog ja Päivitämme Y'n eli 10 potenssiin Xlog'in arvon. Nämä molemmat operaatiot on nyt hyvin helppo tehdä, koska molemmat arvot ovat valmiina rekistereissä, ja ne voi myös jättää rekistereihin.

While-do -lause

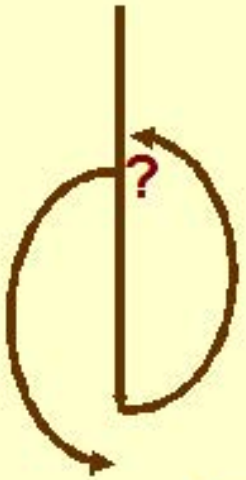



```
X = 12345;
Xlog = 1;
Y = 10;
while (Y<X) {
   Xlog++;
   Y *= 10;
   }
```

```
        LOAD   R1, =12345
        STORE  R1, X
        LOAD   R1, =1   ; R1 on Xlog
        LOAD   R2, =10  ; R2 on Y

While   COMP   R2, X
        JNLES  Done

        ADD    R1, =1
        MUL    R2, =10
        JUMP   While

Done    STORE  R1, Xlog  ; talleta tulos
        STORE  R2, Y
```


Silmukan jälkeen meillä on nyt ylimääräinen vaihe, jota ei ollut aikaisemmin. Olimme päättäneet pitää silmukan muuttujat rekistereissä, joten ne pitää nyt tallettaa muistiin jatkokäyttöä varten. Rekisterit R1 ja R2 vapautuvat täten muihin tarkoituksiin. Toisaalta, on luultavaa, että laskennan välitulosta Y ei enää missään vaiheessa tarvita, joten sen muistiin tallettaminen on turhaa. Silmukan tuloksen Xlog ja välituloksen Y välisen hyvin tärkeän eron huomaaminen on kuitenkin aika vaikeata, joten kääntäjä luultavasti tallettaisi molemmat arvot muistiin.

While-do -lause




```
X = 12345;
Xlog = 1;
Y = 10;
while (Y<X) {
   Xlog++;
   Y *= 10;
   }
```

```
        LOAD   R1, =12345
        STORE  R1, X
        LOAD   R1, =1   ; R1 on Xlog
        LOAD   R2, =10 ; R2 on Y

While   COMP   R2, X
        JNLES  Done

        ADD    R1, =1
        MUL    R2, =10
        JUMP   While

Done STORE  R1, Xlog   ; talleta tulos
     STORE  R2, Y
```

Mitä pidetään muistissa ja mitä rekisterissä?

Missä rekisterissä?

Silmukoissa on usein ongelmana päättää, mitkä muuttujat pidetään rekisterissä silmukan aikana ja mitkä muistissa. Hyvänä nyrkkisääntönä voi pitää, että usein viitattava tieto kannattaa aina pitää rekisterissä. Tiedon pitämisessä rekisterissä on se hyvä puoli, että tiedon viittaamisaika voi olla hyvinkin vain 10- tai 20-osa muistissa olevaan tietoon verrattuna. Huonona puolena on se, että rekistereiden vähyyden vuoksi jokin muu tieto täytyy sitten pitää muistissa. Lisäksi päätös täytyy lähes aina tehdä vajavaisen päättelytiedon perusteella hyvin nopeasti. Ei siis ihme, että nämä päätökset eivät ole aina oikein.

Koodin generointi

```
X = Y + Y / 8;
```

Kääntäjän viimeinen vaihe

- voi olla 50 % käännösajasta
- vain tämä vaihe täytyy muuttaa, kun kääntäjä portataan uudelle suorittimelle

Tavallisen koodin generointi

- alustukset, lauseet, kontrollirakenteet

Optimoidun koodin generointi

- käännös kestää (paljon) kauemmin - kertamaksu
- suoritus tapahtuu (paljon) nopeammin - moninkertainen hyöty (toivottavasti)
- milloin globaalin/paikallisen muuttujan X arvo kannttaa pitää rekisterissä?
- missä rekisterissä X:n arvo kannattaa pitää?
- monisanainen tieto (taulukot, tietueet) yleensä aina muistissa

Koodin generointi on kääntäjän viimeinen vaihe. Tämä on ainoa kohta kääntäjässä, jossa tarvitaan tietämystä kohdelaitteistosta ja sen konekielestä. Tämä tarkoittaa, että kääntäjä voidaan muuntaa eli 'portata' uudelle laitteistolle sopivaksi ainoastaan toteuttamalla uudelleen sen koodingenerointiosa eli 'backend'. Koodin generointi ei ole helppoa, koska todelliset laitteistot ovat monimutkaisia ja tehokkaan koodin toteuttamiseen tarvitaan syvällisempää tietämystä laitteistosta kuin ainoastaan sen konekäskykanta.

Koodin generointi

```
X = Y + Y / 8;
```

```
LOAD   R1, Y
LOAD   R2, Y
DIV    R2, =8
ADD    R1, R2
STORE  R1, X
```

Kääntäjän viimeinen vaihe

- voi olla 50 % käännösajasta
- vain tämä vaihe täytyy muuttaa, kun kääntäjä portataan uudelle suorittimelle

Tavallisen koodin generointi

- alustukset, lauseet, kontrollirakenteet

Optimoidun koodin generointi

- käännös kestää (paljon) kauemmin - kertamaksu
- suoritus tapahtuu (paljon) nopeammin - moninkertainen hyöty (toivottavasti)
- milloin globaalin/paikallisen muuttujan X arvo kannttaa pitää rekisterissä?
- missä rekisterissä X:n arvo kannattaa pitää?
- monisanainen tieto (taulukot, tietueet) yleensä aina muistissa

Tavallinen koodin generointi on silti aika suoraviivaista. Erilaiset alustukset, lauseet ja lausekkeet sekä kontrollirakenteet toteutetaan konekielellä hyvin samalla tavalla kuin mitä tässäkin esimerkissä näytettiin. Lähtökohtana todelliselle koodin generoinnille ei korkean tason kielen kääntäjässä ole kuitenkaan korkean tason kielen koodi, vaan siitä eri vaiheiden avulla aikaansaatu geneerisen ohjelmointikielen koodin puumainen tietorakenne tai geneerisen koneen konekieli eli välikieli.

Koodin generointi

```
X = Y + Y / 8;
```

```
LOAD   R1, Y
LOAD   R2, Y
DIV    R2, =8
ADD    R1, R2
STORE  R1, X
```

Kääntäjän viimeinen vaihe

- voi olla 50 % käännösajasta
- vain tämä vaihe täytyy muuttaa, kun kääntäjä portataan uudelle suorittimelle

Tavallisen koodin generointi

- alustukset, lauseet, kontrollirakenteet

```
LOAD   R1, Y
LOAD   R2, R1
SHRA   R2, =3
ADD    R1, R2
STORE  R1, X
```

Optimoidun koodin generointi

- käännös kestää (paljon) kauemmin - kertamaksu
- suoritus tapahtuu (paljon) nopeammin - moninkertainen hyöty (toivottavasti)
- milloin globaalin/paikallisen muuttujan X arvo kannttaa pitää rekisterissä?
- missä rekisterissä X:n arvo kannattaa pitää?
- monisanainen tieto (taulukot, tietueet) yleensä aina muistissa

Optimoidun koodin generointi voi olla 10 tai 100 kertaa niin vaativaa kuin yksinkertaisen koodin generointi. Erilaisia optimointimahdollisuuksia on hyvin paljon ja niihin liittyy täsmällinen tieto sekä ohjelmasta että tietokonelaitteistosta. Esimerkiksi, voi olla tärkeä tietää, kuinka kauan muistista haku täsmälleen kestää tai kuinka todennäköistä on, että joku kontrollihaarautuma tapahtuu tai ei. Jos sitten samasta laitteistosta tulee uusi versio, jossa muistin hakuaika onkin yhden kellopulssin nopeampi, niin tällä voi olla vaikutusta generoitavaan koodiin ja ohjelma tulisi kääntää uudelleen tälle laitteistolle.

Optimoitu for-lause

```
for (k=0; k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

```
K     DC    0
      ...
      LOAD  R1, =0
      STORE R1, K

Loop  LOAD   R2, =0
      LOAD   R1, K
      STORE  R2, T(R1)

      LOAD   R1, K
      ADD    R1, =1
      STORE  R1, K

      LOAD   R3, K
      COMP   R3, =50
      JLES   Loop
```

Koodin koko (32b sanoja):	12
Suoritettuja käskyjä:	452
Suoritusaikaisia muistiviitteitä:	703 = 452+251
muuttujalla K arvo lopussa?	on

Tarkastellaaan esimerkin vuoksi, kuinka aikaisemmin esitettyä for-lausetta voisi optimoida. Looppia on kuitenkin tässä muokattu sen verran, että taulukko konaisuudessaan alustetaan nollaksi, alkaen siis indeksistä nolla. Optimoinnissa on aina ideana saada jokin asia paremmaksi. Mitä haluamme siis optimoida? Tästä koodista voidaan laskea muutamia perusmittoja. Koodi vie muistissa tilaa 12 sanaa (1 sana dataa ja 11 koodia). Suoritusaikana siitä suoritetaan aina samat 452 käskyä: 9 sanan looppi 50 kertaa plus 2 sanan alustus. Muistiviitteitä tulee 703, joista 251 on dataviitteitä ja pääosa 452 koodiviitteitä. Jokainen käskyhän pitää aina hakea muistista.

Optimoitu for-lause

```
for (k=0; k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

```
K     DC   0
      ...
      LOAD  R1, =0
      STORE R1, K

Loop  LOAD   R2, =0
      LOAD   R1, K
      STORE  R2, T(R1)

      LOAD   R1, K
      ADD    R1, =1
      STORE  R1, K

      LOAD   R3, K
      COMP   R3, =50
      JLES   Loop
```

```
      LOAD   R1, =0   ; K
      LOAD   R2, =0   ; vakio 0
Loop  STORE  R2, T(R1)
      ADD    R1, =1
      COMP   R1, =50
      JLES   Loop
```

Mitä eroja? Onko tämä OK?

Koodin koko (32b sanoja):	6	vs.	12
Suoritettuja käskyjä:	202	vs.	452
Suoritusaikaisia muistiviitteitä:	252	vs.	703
muuttujalla K arvo lopussa?	ei	vs.	on

Koodia voidaan optimoida aika yksinkertaisesti käyttämällä enemmän rekistereitä. Nyt tosin muuttujan K arvo ei jää muistiin loopin jälkeen - itse asiassa muuttujalle K ei edes varata muistitilaa missään vaiheessa. Koodin koko on nyt vain puolet alkuperäisestä, mutta suoritusaikana säästö on vielä enemmän. Käskyjä suoritetaan vain 45% ja muistiviittetä vain 36% alkuperäisestä. Jos tämä skaalataan johonkin todelliseen ohjelmaan niin kyseessä voisi olla gigatavujen tilansäästö ja/tai ohjelman suoritusajan pieneneminen 12 tunnista 5 tuntiin. Haittana on käännösajan piteneminen ehkä 5- tai 20-kertaiseksi.

Optimoitu for-lause

```
for (k=0;  k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

```
        LOAD   R1, =49  ; i
        LOAD   R2, =0   ; vakio 0
Loop    STORE  R2, T(R1)
        SUB    R1, =1
        JNNEG  Loop
```

Mitä eroja? Onko tämä OK?

Koodin koko (32b sanoja):	5	vs.	12
Suoritettuja käskyjä:	152	vs.	452
Suoritusaikaisia muistiviitteitä:	202	vs.	703
muuttujalla K arvo lopussa?	ei	vs.	on

```
K       DC    0
        ...
        LOAD  R1, =0
        STORE R1, K

Loop    LOAD   R2, =0
        LOAD   R1, K
        STORE  R2, T(R1)

        LOAD   R1, K
        ADD    R1, =1
        STORE  R1, K

        LOAD   R3, K
        COMP   R3, =50
        JLES   Loop
```


Koodia voi vieläkin optimoida ihan konekielen tasollakin. Jos loopin muuntelumuuttujan arvo käydäänkin läpi suuremmasta pienempään, niin loppumisehto voidaan nyt testata yhdellä käskyllä edellämainitun kahden käskyn asemesta. Säästämme siis yhden käskyn eli 25% koodista jokaisella silmukkakierroksella. Koodin koko on nyt vain 42% alkuperäisestä. Suoritusaikaisia käskyjä on nyt vain yksi kolmasosa ja muistiviitteitä vain 29% alkuperäisistä. Haittana on tietenkin käännösajan piteneminen vielä entisestään.

Virhetilanteisiin varautuminen

Suoritin tarkistaa automaattisesti käskyn suoritusaikana ja aiheuttaa keskeytyksen tarvittaessa (ja sitä kautta käyttöjärjestelmän palvelupyynnön)

- nopea: tarkistus samaan aikaan käskyn suorituksen kanssa
- automaattinen, ohjelmoijan ei tarvitse muistaa
- integer overflow, divide by zero, ...

```
ADD    R1, R2
DIV    R2, R3
DIV    R2, =0
```

Generoidut käskyt tarkistavat jonkin asian ja aiheuttavat käyttöjärjestelmän palvelupyynnön tarvittaessa

- hidas: konekäskyt tekevät tarkistuksia, ei tuottavaa työtä
- manuaalinen, koodi pitää laittaa paikalleen
- index out of bounds, bad methop, bad input, ihan mitä vain!!!

```
STORE R2, Taulu(R1)
```

```
; --- taulukkoviite kohtaan Taulu[R1],  taulukon indeksi R1'ssä -------
            JNNEG  R1, UpperLimit
            SVC    SP, =BadIndex  ; <==== virhe R1 < 0
UpperLimit  COMP   R1, Tsize
            JLES   IndexOK
            SVC    SP, =BadIndex  ; <==== virhe R1 >= Tzsize
IndexOK     STORE  R2, Taulu(R1)
```


Kaikkiin virheisiin pitää aina varautua. Peruslähtökohta on, että ohjelman suorituksen aikana ei voi tapahtua mitään, mihin ei oltaisi varauduttu. Virhetilanteet eivät siis koskaan ole yllättäviä itse tyypiltään. Ainoa, mikä niissä voi yllättää, on niiden tapahtuma-aika. Virheisiin varaudutaan ohjelmassa kahdella tavalla. Osan virheistä havaitsee laitteisto eli konekäskyjen suorituspiirit automaattisesti, mutta iso osa virheistä havaitaan sitä varten generoidulla koodilla.

Virhetilanteisiin varautuminen

Suoritin tarkistaa automaattisesti käskyn suoritusaikana ja aiheuttaa keskeytyksen tarvittaessa (ja sitä kautta käyttöjärjestelmän palvelupyynnön)

- nopea: tarkistus samaan aikaan käskyn suorituksen kanssa
- automaattinen, ohjelmoijan ei tarvitse muistaa
- integer overflow, divide by zero, ...

```
ADD     R1, R2
DIV     R2, R3
DIV     R2, =0
```

Generoidut käskyt tarkistavat jonkin asian ja aiheuttavat käyttöjärjestelmän palvelupyynnön tarvittaessa

- hidas: konekäskyt tekevät tarkistuksia, ei tuottavaa työtä
- manuaalinen, koodi pitää laittaa paikalleen
- index out of bounds, bad methop, bad input, ihan mitä vain!!!

```
STORE R2, Taulu(R1)
```

```
; --- taulukkoviite kohtaan Taulu[R1],  taulukon indeksi R1'ssä -------
            JNNEG  R1, UpperLimit
            SVC    SP, =BadIndex  ; <==== virhe R1 < 0
UpperLimit  COMP   R1, Tsize
            JLES   IndexOK
            SVC    SP, =BadIndex  ; <==== virhe R1 >= Tzsize
IndexOK     STORE  R2, Taulu(R1)
```


Jokaiseen konekäskyyn liittyy ennaltamääritelty ja käskyjen suorituspiireihin valmiiksi toteutettu joukko virheentarkistuksia. Jos virhe havaitaan, niin laitteisto ilmaisee siitä keskeytyssignaalilla (arvo 1 jossakin johtimessa), minkä seurauksena kontrolli siirtyy käyttöjärjestelmärutiinille, joka huolehtii virheen käsittelystä. Jos virhe on paha, kuten esimerkiksi nollalla jako, niin ohjelman suoritus keskeytetään. Muita tällaisia virhetilanteita on esimerkiksi aritmetiikkaoperaation ylivuoto, jossa operaation tulosta ei voidakaan esittää tulosrekisterin 32 bitillä.

Virhetilanteisiin varautuminen

Suoritin tarkistaa automaattisesti käskyn suoritusaikana ja aiheuttaa keskeytyksen tarvittaessa (ja sitä kautta käyttöjärjestelmän palvelupyynnön)

- nopea: tarkistus samaan aikaan käskyn suorituksen kanssa
- automaattinen, ohjelmoijan ei tarvitse muistaa
- integer overflow, divide by zero, ...

```
ADD     R1, R2
DIV     R2, R3
DIV     R2, =0
```

Generoidut käskyt tarkistavat jonkin asian ja aiheuttavat käyttöjärjestelmän palvelupyynnön tarvittaessa

- hidas: konekäskyt tekevät tarkistuksia, ei tuottavaa työtä
- manuaalinen, koodi pitää laittaa paikalleen
- index out of bounds, bad methop, bad input, ihan mitä vain!!!

```
STORE R2, Taulu(R1)
```

```
; --- taulukkoviite kohtaan Taulu[R1],  taulukon indeksi R1'ssä -------
                JNNEG  R1, UpperLimit
                SVC    SP, =BadIndex  ; <==== virhe R1 < 0
UpperLimit      COMP   R1, Tsize
                JLES   IndexOK
                SVC    SP, =BadIndex  ; <==== virhe R1 >= Tzsize
IndexOK         STORE  R2, Taulu(R1)
```


Mitä tahansa loogista virhetilannetta voidaan testata ohjelmallisesti. Alla olevassa esimerkissä tutkitaan ennen taulukkoviitteen toteuttamista, että taulukon indeksi on todella annetuissa rajoissa. Jos ei ole, niin kutsutaan käyttöjärjestelmäpalvelua 'BadIndex' hoitamaan asia. Taulukkoviittausten indeksitarkistusten puute on suurimpia virusten hyödyntämiä järjestelmäheikkouksia, koska tarkistusten puuttuessa indeksille voidaan antaa jokin hyvin suuri arvo ja sen avulla sitten muuttaa ihan muualla olevaa tietoa. Tässä esimerkissä yhden viitteen tekemiseksi tarvitaan aina suorittaa kolme tarkistuskäskyä, mikä on aika kallis hinta yhdestä taulukkoviitteestä.

Taulukon indeksitarkistus

```
for (k=20;  k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

```
K       DC    0
        ...
T       DS    50  ;data
Tsize   DC    50  ; pituus
```

```
        LOAD  R1, =20
        STORE R1, K

Loop    LOAD  R2, =0
        LOAD  R1, K

        STORE  R2, T(R1)

        LOAD   R1, K
        ADD    R1, =1
        STORE  R1, K

        LOAD   R3, K
        COMP   R3, =50
        JLES   Loop
```


Tässä esimerkissä lisäämme taulukon indeksitarkistukset aikaisemmin esitettyyn taulukon alustussilmukkaan. Indeksitarkistuksiin pitää varautua jo taulukkoa varattaessa (tai keosta allokoitaessa), koska meidän tulee johonkin tallettaa taulukon pituus tarkistuksen tekemistä varten. Muuttuja Tsize alustetaan tässä taulukon T pituudeksi. Otaksumme, että taulukon indeksi alkaa aina nollasta.

Taulukon indeksitarkistus

```
for (k=20;  k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

```
K      DC    0
       ...
T      DS    50  ;data
Tsize  DC    50  ; pituus
```

```
cc -fbounds-check myprog.c
```

```
      LOAD  R1, =20
      STORE R1, K

Loop  LOAD  R2, =0
      LOAD  R1, K

      JNNEG R1, Ok
Bad   SVC   SP, =BadIndex
Ok    COMP  R1, Tsize
      JNLES Bad

      STORE R2, T(R1)

      LOAD  R1, K
      ADD   R1, =1
      STORE R1, K

      LOAD  R3, K
      COMP  R3, =50
      JLES  Loop
```


Joka taulukon viittauskohtaan laitetaan nyt indeksin tarkistuskoodi ennen itse taulukkoviittauksen tekemistä. Koodi tarkistaa nyt, että indeksi on sallituissa rajoissa eli kuuluu arvojoukkoon 0-49. Jos näin ei ole, niin käyttöjärjestelmärutiinia BadIndex kutsutaan 'hoitamaan asia'. Indeksitarkistusten tekeminen kuluttaa merkittävästi suoritusaikaa ja koko ohjelma toimii nyt jonkin verran hitaammin. Joissakin ohjelmointikielissä (esim C) on kääntäjän optio, jonka avulla voidaan valita, generoidaanko taulukkoviittausten rajatarkistukset vai ei.

Taulukon indeksitarkistus

```
for (k=20;  k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

```
K     DC    0
      ...
T     DS    50  ;data
Tsize DC    50  ; pituus
```

Voisiko tarkistukset jättää joskus pois?
Milloin? Miksi?
Miten ohjelmoisit päättelyn?

```
      LOAD  R1, =20
      STORE R1, K

Loop  LOAD  R2, =0
      LOAD  R1, K

      JNNEG R1, Ok
Bad   SVC   SP, =BadIndex
Ok    COMP  R1, Tsize
      JNLES Bad

      STORE R2, T(R1)

      LOAD  R1, K
      ADD   R1, =1
      STORE R1, K

      LOAD  R3, K
      COMP  R3, =50
      JLES  Loop
```


Joissakin tapauksissa rajatarkistukset voidaan jättää tarpeettomana pois, jos jotenkin voidaan osoittaa etukäteen (siis käännösaikana), että tässä kohtaa taulukon indeksi on aina oikein. Esimerkiksi, juuri tässä esimerkissä voidaan todeta, että silmukan muuntelumuuttujan ja samalla taulukon indeksin arvojoukko on 20-49, mikä sisältyy taulukon T indeksin arvojoukkoon 0-49, joten tarkistuskoodia ei tarvita. Päättely muuttuu huomattavasti hankalammaksi, jos muuntelumuuttujaa ei suoraan käytetä indeksinä, vaan indeksi lasketaan jonkin lausekkeen avulla.

Taulukon alaraja ei ole nolla

```
for (k=20;  k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

```
K      DC    0
       ...
T      DS    30  ; data, vain 30 alkiota
TLow   DC    20  ; alaraja
THigh  DC    50  ; yläraja+1
TSize  DC    30  ; koko
```

sijainti	arvo
T:	T [20]
T+1:	T [21]
...	...
T+29:	T [49]

```
       LOAD  R1, =20
       STORE R1, K

Loop   LOAD  R2, =0
       LOAD  R1, K

       SUB   R1, TLow
       STORE R2, T(R1)

       LOAD  R1, K
       ADD   R1, =1
       STORE R1, K

       LOAD  R3, K
       COMP  R3, =50
       JLES  Loop
```


Toinen taulukkojen käyttöön liittyvä monimutkaisempi tilanne ilmenee, jos taulukon alaraja ei olekaan nolla. Esimerkissä 30-alkioiselle taulukolle T varataan siis tilaa vain 30 sanaa, ja taulukon ensimmäisen alkion T[20] osoite on symbolin T arvo. Normaalitapauksessahan symboli T osoitti taulukon alkioon T[0], mutta nyt siis alkioon T[20]. Vastaavasti alkion T[21] osoite on T+1 jne. Alkion T[i] osoite on siis T+i-20. Tämä pitää nyt sitten koodata joka paikkaan, jossa taulukkoon T viitataan. Tämä monimutkaistaa koodia jonkin verran, minkä vuoksi useissa ohjelmointikielissä (esim. C tai Java) taulukon indeksit alkavat aina nollasta.

Taulukon alaraja ei ole nolla

```
for (k=20;  k<50; ++k)
    T[k] = 0;
```

```
K      DC    0
       ...
T      DS    30  ; data, vain 30 alkiota
TLow   DC    20  ; alaraja
THigh  DC    50  ; yläraja+1
TSize  DC    30  ; koko
```

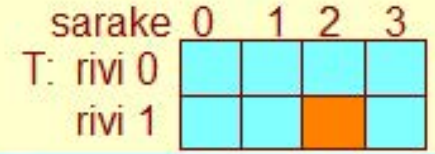
Entä indeksitarkistukset?

sijainti	arvo
T:	T [20]
T+1:	T [21]
...	...
T+29:	T [49]

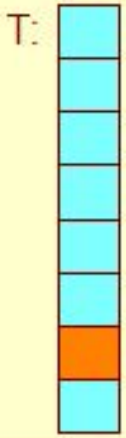
```
       LOAD  R1, =20
       STORE R1, K

Loop   LOAD  R2, =0
       LOAD  R1, K

       SUB   R1, TLow
       STORE R2, T(R1)

       LOAD  R1, K
       ADD   R1, =1
       STORE R1, K

       LOAD  R3, K
       COMP  R3, =50
       JLES  Loop
```


Tästä esimerkistä on tahallaan jätetty pois indeksitarkistukset, joista pitää tietenkin huolehtia myös joka viittauskerralla.

Moniulotteiset taulukot



Ohjelmointikieli voi suoraan tukea moniulotteisia taulukoita



`X = Tbl[i, j]` `Y = Arr[k][6][y+2]`

Toteutus konekielitasolla (useimmissa arkkitehtuureissa) on silti yksiulotteinen taulukko

- vain yksi indeksirekisteri konekäskyssä `LOAD R5, 'T[1, 2]' ??`
- määrittele yksiulotteinen taulukko, jossa tarpeeksi alkioita

Moniosainen toteutus

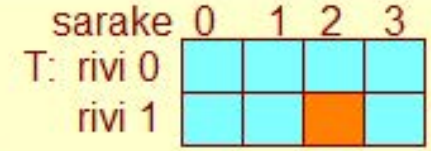
- laske alkion osoite toteutetussa yksiulotteisessa taulukossa
- käytä indeksoitua tiedonosoitusmoodia alkioon viittaamiseksi

Moniosainen toteutus osoitinmuuttujan avulla

- laske alkion osoite muistissa johonkin osoitinmuuttujaan (rekisteriin)
- käytä epäsuoraa tiedonosoitusmoodia alkioon viittaamiseksi

Moniulotteiset taulukot on hivenen vaikeampi toteuttaa, koska laitteisto ei suoraan tue niiden käyttöä samalla tavalla kuin yksiulotteisia taulukoita. Yleensähän indeksirekistereitä on vain yksi. Toisaalta, on olemassa arkkitehtuureja (esim. Digital PDP), joissa on kaksi indeksirekisteriä, jolloin myös 2-ulotteiset taulukot on helpompi toteuttaa. Oletamme nyt kuitenkin tässä, että käytössä on vain yksi indeksirekisteri. Esimerkiksi 2-ulotteinen taulukko T[2][4] toteutetaan 1-ulotteisena 8-alkioisena taulukkona T, jossa kunkin alkuperäisen 2-ulotteisen taulukon alkion sijainti on helposti laskettavissa indeksien perusteella.

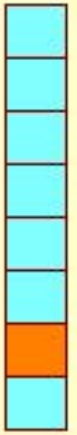
Moniulotteiset taulukot



Ohjelmointikieli voi suoraan tukea moniulotteisia taulukoita

```
X = Tbl[i, j]
```

```
Y = Arr[k][6][y+2]
```



Toteutus konekielitasolla (useimmissa arkkitehtuureissa) on silti yksiulotteinen taulukko

- vain yksi indeksirekisteri konekäskyssä

```
LOAD   R5, 'T[1, 2]'   ??
```

- määrittele yksiulotteinen taulukko, jossa tarpeeksi alkioita

Moniosainen toteutus

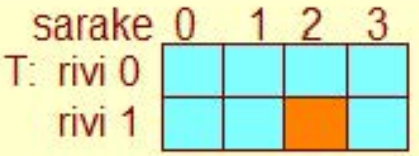
- laske alkion osoite toteutetussa yksiulotteisessa taulukossa
- käytä indeksoitua tiedonosoitusmoodia alkioon viittaamiseksi

Moniosainen toteutus osoitinmuuttujan avulla

- laske alkion osoite muistissa johonkin osoitinmuuttujaan (rekisteriin)
- käytä epäsuoraa tiedonosoitusmoodia alkioon viittaamiseksi

Moniulotteisia taulukoita ei siis todellisuudessa toteuteta sellaisenaan tai edes sisäkkäin olevina 1-ulotteisina taulukkoina kuten esimerkiksi Javassa tehdään. Sen sijaan toteutus on lähes kaikissa nykyisissä koneissa yksi-ulotteinen taulukko, johon moni-ulotteinen taulukko on jollain tavoin matemaattisesti kuvattu. Voimme siis ajatella ja helposti käyttää 2- tai 5-ulotteisia taulukoita, vaikka niiden toteutus onkin 1-ulotteinen. Useimmiten meidän ei tarvitse edes ajatella toteutuspuolta, koska korkean tason kääntäjät huolehtivat siitä. Toisaalta, konekielen tasolla toteutus on itse tehtävä.

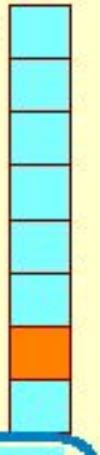
Moniulotteiset taulukot



Ohjelmointikieli voi suoraan tukea moniulotteisia taulukoita

```
X = Tbl[i, j]
```

```
Y = Arr[k][6][y+2]
```



Toteutus konekielitasolla (useimmissa arkkitehtuureissa) on silti yksiulotteinen taulukko

- vain yksi indeksirekisteri konekäskyssä

```
LOAD   R5, 'T[1, 2]'   ??
```

- määrittele yksiulotteinen taulukko, jossa tarpeeksi alkioita

Moniosainen toteutus

- laske alkion osoite toteutetussa yksiulotteisessa taulukossa
- käytä indeksoitua tiedonosoitusmoodia alkioon viittaamiseksi

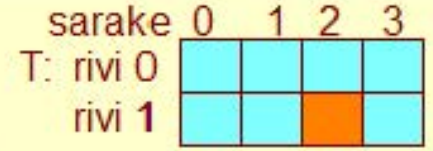
```
LOAD   R1, =1
MUL    R1, =4
ADD    R1, =2
LOAD   R5, T(R1)
```

Moniosainen toteutus osoitinmuuttujan avulla

- laske alkion osoite muistissa johonkin osoitinmuuttujaan (rekisteriin)
- käytä epäsuoraa tiedonosoitusmoodia alkioon viittaamiseksi

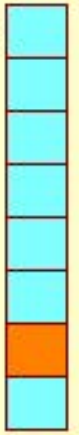
Moniulotteisten taulukoiden viittaukset tehdään aina kahdessa osassa. Ensin lasketaan viitatun alkion sijainti toteutetun 1-ulotteisen taulukon sisällä johonkin indeksirekisteriin ja sitten itse viittaus tehdään tavalliseen tapaan indeksoitua tiedonosoitusmuotoa käyttäen. Tottakai myös tässä tapauksessa pitäisi molemmat indeksit tarkistaa ennen varsinaista muistinviittausta. Aikaisemman yhden indeksin asemesta koodin tulee tarkistaa nyt kaikki käytetyt indeksit.

Moniulotteiset taulukot



Ohjelmointikieli voi suoraan tukea moniulotteisia taulukoita

```
X = Tbl[i, j]
Y = Arr[k][6][y+2]
```



Toteutus konekielitasolla (useimmissa arkkitehtuureissa) on silti yksiulotteinen taulukko

- vain yksi indeksirekisteri konekäskyssä

```
LOAD  R5, 'T[1, 2]'  ??
```

- määrittele yksiulotteinen taulukko, jossa tarpeeksi alkioita

Moniosainen toteutus

- laske alkion osoite toteutetussa yksiulotteisessa taulukossa
- käytä indeksoitua tiedonosoitusmoodia alkioon viittaamiseksi

Moniosainen toteutus osoitinmuuttujan avulla

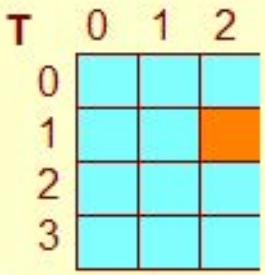
- laske alkion osoite muistissa johonkin osoitinmuuttujaan (rekisteriin)
- käytä epäsuoraa tiedonosoitusmoodia alkioon viittaamiseksi

```
LOAD  R1, =T
ADD   R1, =4 ; rivi 0
ADD   R1, =2
LOAD  R5, @R1
```

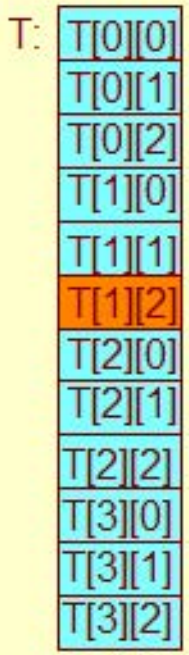

Toinen vaihtoehto moniulotteisten (ja myös 1-ulotteisten) taulukoiden viittaamiseksi on ensin laskea johonkin rekisteriin viitatun alkion osoite muistissa, ja sitten viitata siihen epäsuoraa tiedonosoitusmoodia käyttäen. Viittauskohdan oikeellisuustarkistuksen voi tehdä joko tavalliseen tapaan tarkistamalla indeksien arvot, tai sitten tarkistamalla, että laskettu alkion muistiosoite (tässä R1) osuu todella tähän taulukkoon.

Esimerkki 2-ulotteisesta taulukosta

```
int [ ] [ ]  T = new int [4] [3];
...
Y = T[i][j];
```



looginen rakenne



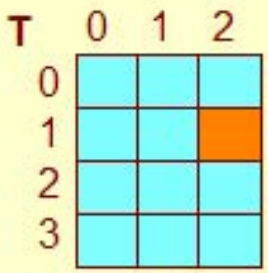
fyysinen rakenne

```
T       DS   12  ; 4 riviä, 3 sar.
Trows   DC    4  ; rivi-lkm
Tcols   DC    3  ; sarake-lkm

        ...
;       Y = T[i][j]
        LOAD R1, i

        MUL  R1, Tcols

        ADD  R1, j

        LOAD  R2, T(R1)
        STORE R2, Y
```

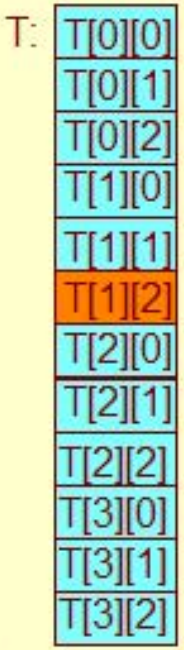

Tässä esimerkissä meillä on 2-ulotteinen taulukko T, jossa on 4 riviä ja kullakin rivillä 3 saraketta. T toteutetaan 1-ulotteisena taulukkona ja symbolin T arvona on taulukon ensimmäisen alkion osoite. Määrittelemme myös apumuuttujat Trows ja Tcols, jotka alustetaan taulukon rivien ja sarakkeiden lukumääräksi. Trows on tässä mukana täydelisyyden vuoksi. Sitä ei tässä esimerkissä enempää käytetä, mutta sitä tarvittaisiin käytännössä indeksien oikeellisuustarkistukseen. Tässä esimerkissä emme murehdi indeksitarkistuksista, vaikka oikeasti ne tietenkin kuuluvat asiaan.

Esimerkki 2-ulotteisesta taulukosta

```
int [ ] [ ]  T = new int [4] [3];
...
Y = T[i][j];
```



looginen rakenne



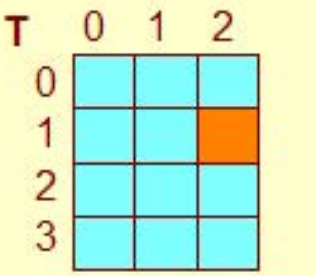
fyysinen rakenne

```
T       DS   12  ; 4 riviä, 3 sar.
Trows   DC    4  ; rivi-lkm
Tcols   DC    3  ; sarake-lkm

        ...
;        Y = T[i][j]
        LOAD R1, i

        MUL  R1, Tcols

        ADD  R1, j

        LOAD  R2, T(R1)
        STORE R2, Y
```

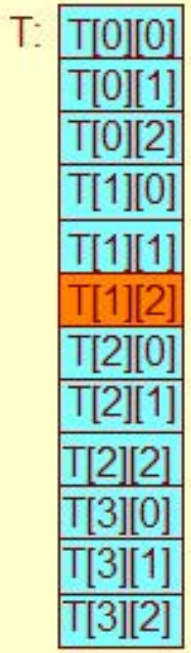

Sijoituslauseen 'y=T[i][j]' taulukkoviite toteutetaan nyt kaksivaiheisesti. Indeksien i ja j avulla lasketaan viitatun alkion osoite yksiulotteisessa toteutustaulukossa T ja tämä osoite talletetaan indeksirekisteriin. Varsinainen muistiviite tehdään sitten samalla tavalla kuin muutenkin yksiulotteisille taulukoille. Rivi-indeksi i tarkoittaa, että ennen viitattua riviä i meillä on i kpl kokonaisia Tcols pituisia rivejä muistissa, joissa on siis i*Tcols sanaa. Rivillä i ennen j'nnettä alkiota meillä on vielä j sanaa, joten yhteensä T'tä pitää indeksoida arvolla i*Tcols+j, kun viitataan alkioon T[i][j].

Esimerkki 2-ulotteisesta taulukosta

```
int [ ] [ ]  T = new int [4] [3];
...
Y = T[i][j];
```



looginen rakenne



fyysinen rakenne

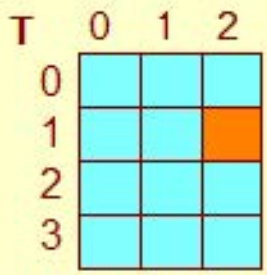
```
T       DS   12  ; 4 riviä, 3 sar.
Trows   DC    4  ; rivi-lkm
Tcols   DC    3  ; sarake-lkm

;       ...
        Y = T[i][j]
        LOAD R1, i

        MUL   R1, Tcols

        ADD   R1, j

        LOAD  R2, T(R1)
        STORE R2, Y
```

Esimerkki
i = 1, j = 2
R1 = 1

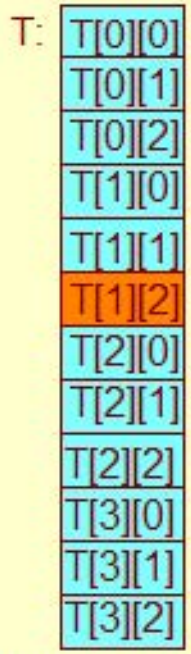
Käydään taulukkoviite läpi vielä konkreettisen esimerkin kera, jossa muuttujien i ja j arvot ovat 1 ja 2. Laskemme siis lauseketta i*Tcols+j. Aloitamme lataamalla R1'een rivi-indeksi i'n arvon 1. Koska taulukon indeksit tässä esimerkissä alkavat nollasta, niin viittaus riville 1 tarkoittaa samalla sitä, että muistiin talletetussa taulukossa on 1 kpl kokonaisia rivejä ennen viitattua riviä.

Esimerkki 2-ulotteisesta taulukosta

```
int [ ] [ ]  T = new int [4] [3];
...
Y = T[i][j];
```



looginen rakenne



fyysinen rakenne

```
T       DS   12  ; 4 riviä, 3 sar.
Trows   DC    4  ; rivi-lkm
Tcols   DC    3  ; sarake-lkm

;       Y = T[i][j]
        LOAD R1, i
        MUL  R1, Tcols
        ADD  R1, j

        LOAD  R2, T(R1)
        STORE R2, Y
```

Esimerkki
i = 1, j = 2

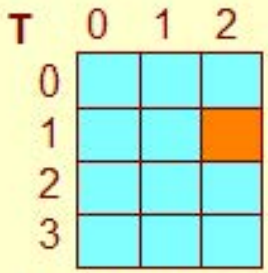
R1 = 1

R1 = 3

Viitatun alkion rivi-indeksi 1 on nyt R1'ssä ja se on siis ennnen viitattua riviä olevien kokonaisten rivien lukumäärä. Kun R1 kerrotaan rivin pituudella eli sarakkeiden lukumäärällä Tcols eli 3'lla, saadaan kaikkien edeltävien rivien sisältämien sanojen määrä R1'een.

Esimerkki 2-ulotteisesta taulukosta

```
int [ ] [ ]  T = new int [4] [3];
...
Y = T[i][j];
```



looginen rakenne

fyysinen rakenne

```
T       DS   12  ; 4 riviä, 3 sar.
Trows   DC    4  ; rivi-lkm
Tcols   DC    3  ; sarake-lkm

...
;       Y = T[i][j]
        LOAD R1, i
        MUL  R1, Tcols
        ADD  R1, j

        LOAD  R2, T(R1)
        STORE R2, Y
```

Esimerkki
i = 1, j = 2

R1 = 1

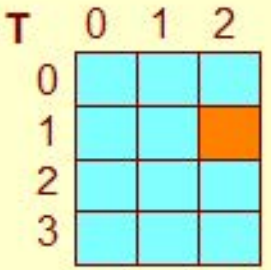
R1 = 3

R1 = 5

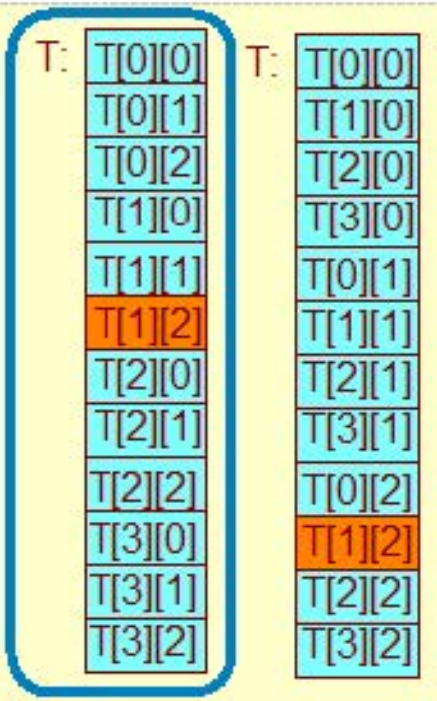
Tarkistukset?
0 <= i < 4
0 <= j < 3

Kun R1'een sitten vielä lisätään sarakeindeksi j'n arvo 2 eli tällä rivillä ennen viitattua alkiota olevien sanojen lukumäärä, saadaan R1'een alkion T[1][2] suhteellinen osoite rakenteessa T. Loppu onkin sitten triviaalia. Koodi näyttää lyhyeltä, mutta siitä puuttuukin vielä kaikki välttämättömät tarkistukset.

Moniulotteisten taulukoiden talletus muistiin



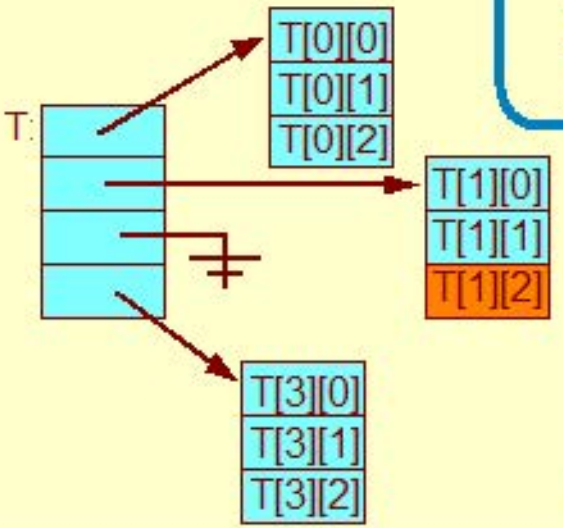
X = T[1][2]



Talletus rivi kerrallaan
- C, Pascal, Java

Talletus sarake kerrallaan
- Fortran

Talletus riveittäin rivitaulukkoon
- vain rivit yhtenäisenä lohkona

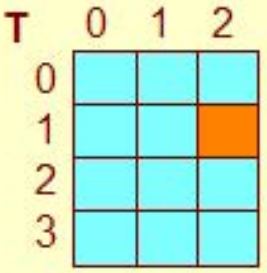


Entä 3-, 4-, tai useampi-ulotteiset taulukot?
- samalla tavalla...

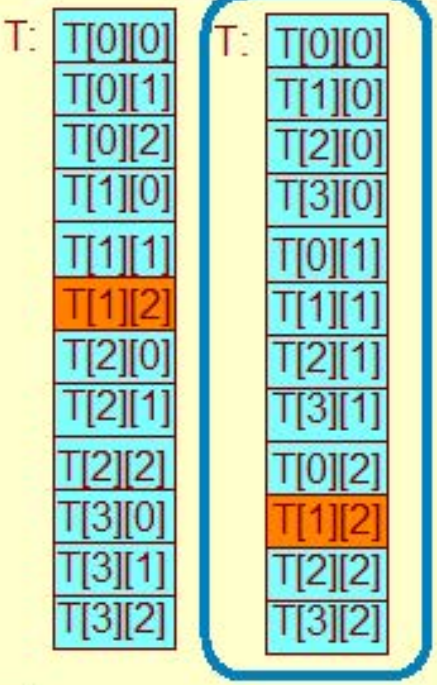
```
LOAD  R1, i
MUL   R1, =Tcols
ADD   R1, j
LOAD  R2, T(R1)
STORE R2, X
```


Moniulotteiset taulukot voi tallettaa muistiin itse asiassa hyvinkin monella eri tavalla. Tärkeätä on vain jotenkin sopia tietystä järjestyksestä, jotta taulukon alkion sijainti voidaan laskea nopeasti aina joka viittauksen yhteydessä käytetyistä taulukon indekseistä. Yleisin menetelmä lienee aiemmin esitelty rivi kerrallaan talletus, jossa taulukko talletetaan isolle yhtenäiselle muistialueelle, yksi rivi kerrallaan.

Moniulotteisten taulukoiden talletus muistiin



X = T[1][2]



Talletus rivi kerrallaan

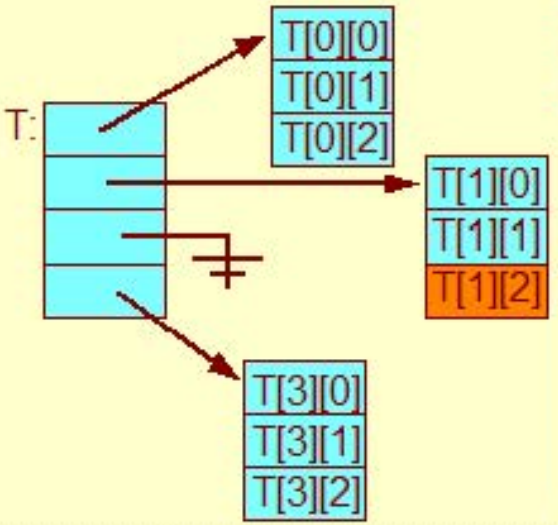
- C, Pascal, Java

Talletus sarake kerrallaan

- Fortran

Talletus riveittäin rivitaulukkoon

- vain rivit yhtenäisenä lohkona



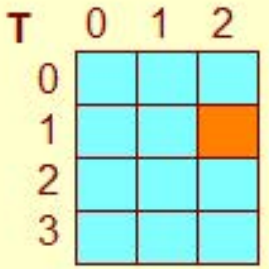
Entä 3-, 4-, tai useampi-ulotteiset taulukot?

- samalla tavalla...

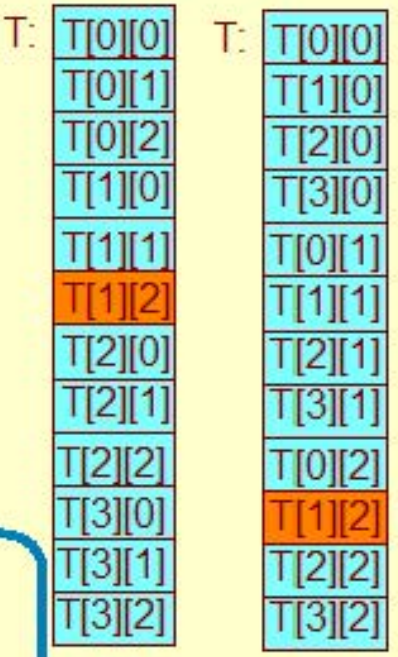
```
LOAD  R1, j
MUL   R1, Trows
ADD   R1, i
LOAD  R2, T(R1)
STORE R2, X
```


Aivan yhtä hyvin 2-ulotteiset taulukot voitaisiin tallettaa sarake kerrallaan yhtenäiselle muistialueelle. Esimerkiksi Fortran-kääntäjä käyttää tätä menetelmää. Käytännössä ei ole juurikaan väliä, talletetaanko 2-ulotteiset taulukot riveittäin vai sarakettain, koska useimmat 2-ulotteisia taulukoita käyttävät sovellukset käyvät taulukoita läpi sekä rivi- että sarakejärjestyksessä. Jos taas sovelluksen tiedetään lähes aina käyvän taulukoita läpi rivijärjestyksessä, niin silloin olisi välimuistin toiminnan kannalta parempi, jos taulukot on myös talletettu muistiin riveittäin.

Moniulotteisten taulukoiden talletus muistiin



X = T[1][2]



Talletus rivi kerrallaan

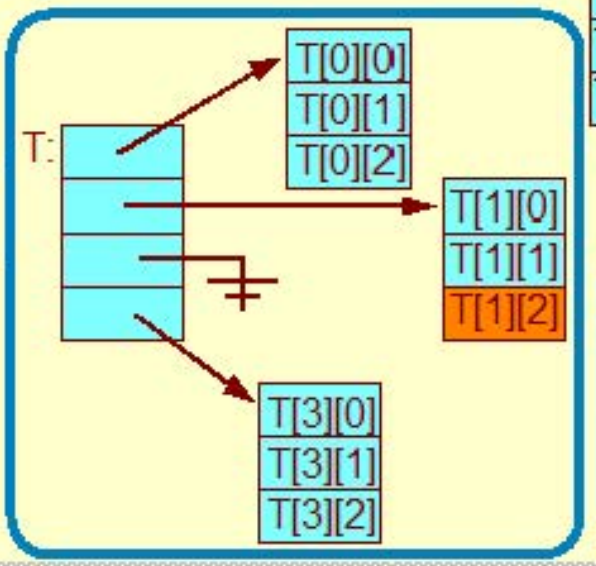
- C, Pascal, Java

Talletus sarake kerrallaan

- Fortran

Talletus riveittäin rivitaulukkoon

- vain rivit yhtenäisenä lohkona



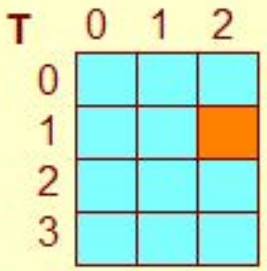
Entä 3-, 4-, tai useampi-ulotteiset taulukot?

- samalla tavalla...

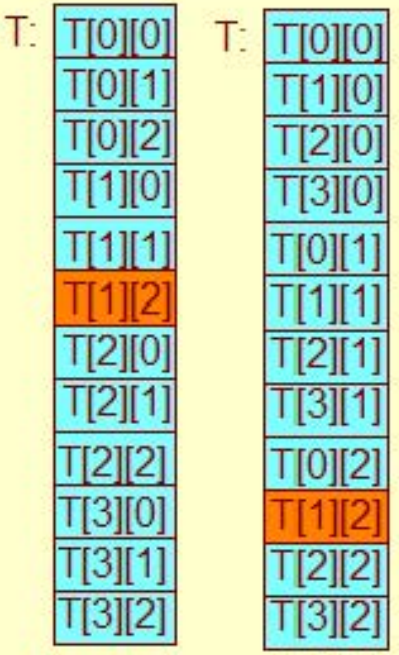
```
LOAD   R1, i
LOAD   R1, T(R1)
JZER   AllokoiTrivi
ADD    R1, j
LOAD   R2, @R1
STORE  R2, X
```


Kolmas vaihtoehto 2-ulotteisten taulukoiden tallettamiseen onkin aivan erilainen. Nyt ainoastaan kukin rivi talletetaan yhtenäiselle muistialueelle. Taulukon ensimmäinen taso on nyt ainoastaan osoitintaulukko, josta löytyy kunkin rivin talletusalue. Hyvänä puolena tässä menetelmässä on se, että taulukkoa varten ei tarvita yhtenäistä suurta muistialuetta. Toisena etuna on, että muistitilaa voidaan helposti säästää siten, että alustamattomille riveille ei edes varata muistitilaa. Niihin osoittava osoitin rivitaulukossa on tällöin esimerkiksi nolla, mikä tietenkin pitää tarkistaa jokaisen taulukkoviitteen yhteydessä.

Moniulotteisten taulukoiden talletus muistiin



X = T[1][2]



Talletus rivi kerrallaan

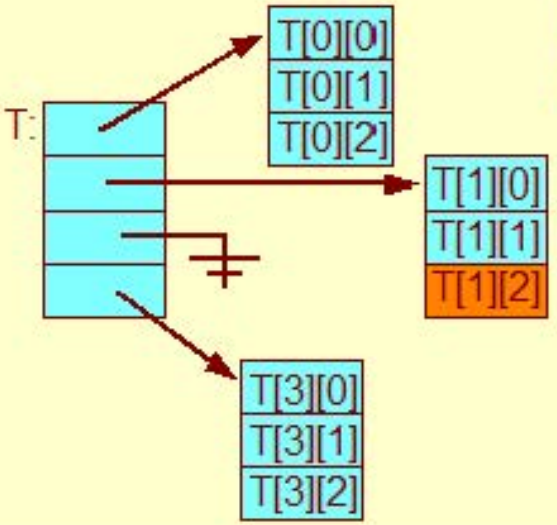
- C, Pascal, Java

Talletus sarake kerrallaan

- Fortran

Talletus riveittäin rivitaulukkoon

- vain rivit yhtenäisenä lohkona



Entä 3-, 4-, tai useampi-ulotteiset taulukot?

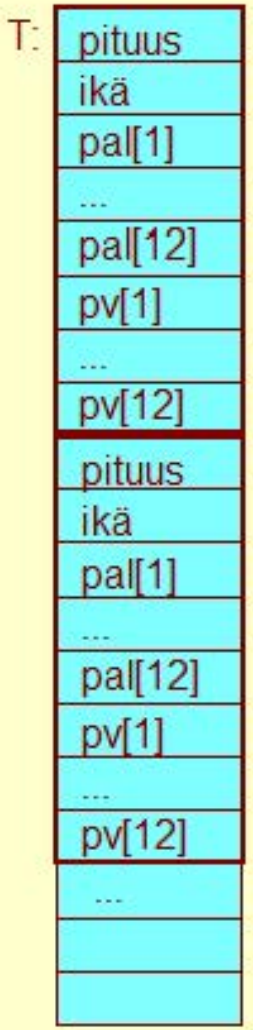
- samalla tavalla...

Entä jos taulukon ulottuvaisuuksia on enemmän? Ei siinä ole mitään erikoista. Laajennetaan vain tässä esitettyjä taulukoiden muistiinsijoitusmenetelmiä useampaan ulottuvuuteen. Tottakai taulukon alkion sijainnin paikallistava koodi on nyt vähän pidempi, mutta ei oikeastaan loogisesti yhtään monimutkaisempi.

Monimutkainen tietorakenne

Taulukko T, jonka jokainen alkio on 4-kenttäinen tietue

- pituus
- ikä
- taulukko, jossa palkka viimevuodelta joka kuukaudelta
- taulukko, jossa töissäolopäivien lkm viime vuodelta joka kuukaudelta



Talletustapa

- riveittäin, sarakettain, linkitetty rakenne

Viitteet

- laske talletustavan perusteella

Tarkistukset

- kaikki tarkistetaan, paljon koodia

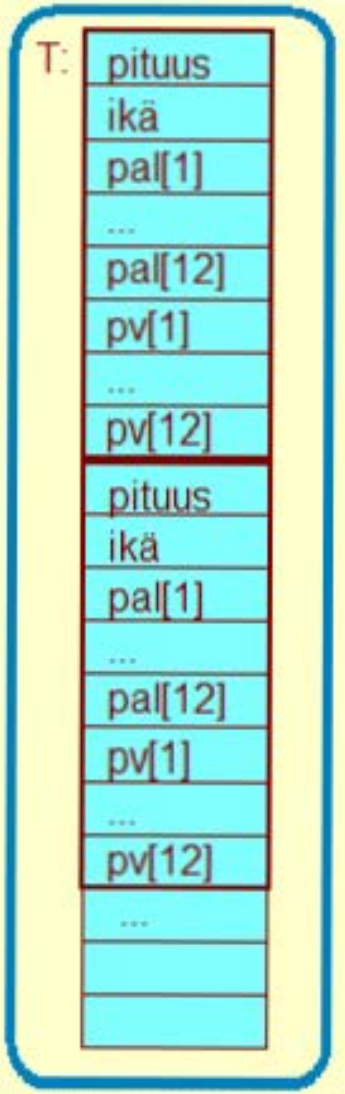
Entäpä, jos kyseessä on vielä paljon monimutkaisempi tietorakenne, sisältäen taulukoita ja tietueita sisäkkäin? Ei tämäkään tuota mitään erikoista ongelmaa, pikkasen vain mekaanista laskentaa lisää. Esimerkkinä on henkilörekisterin osataulukko T, jossa kukin alkio sisältää henkilön pituuden, iän, palkan ja töissäolopäivät viime vuoden kuukausilta. Tottakai rekisteriin kuuluu myös paljon muita tietoja, mutta katsellaan nyt tätä taulukkoa.

Monimutkainen tietorakenne

Taulukko T, jonka jokainen alkio on 4-kenttäinen tietue

- pituus
- ikä
- taulukko, jossa palkka viimevuodelta joka kuukaudelta
- taulukko, jossa töissäolopäivien lkm viime vuodelta joka kuukaudelta

```
rec EQU 26
pit EQU  0
ikä EQU  1
pal EQU  1
pv  EQU 13
```



Talletustapa

- riveittäin, sarakettain, linkitetty rakenne

Viitteet

- laske talletustavan perusteella

Tarkistukset

- kaikki tarkistetaan, paljon koodia

Taulukon alkiot eli tietueet voisi tallettaa muistiin peräkkäisjärjestyksessä ja tietueen sisällä sen kentät annetussa järjestyksessä. Todellisuudessa tämän päätöksen tekee tietenkin kääntäjä. Kuukausitaulukoiden indeksit alkavat tässä 1'stä, mikä pitää ottaa huomioon taulukon viittausten yhteydessä. Tämän vuoksi esim. palkkataulukon suhteellinen sijainti 'pal' on 1 eikä 2 ja töissäolopäivätaulukon suhteellinen sijainti tietueessa on 13 eikä 14. Tietueen koko 'rec' on 26 sanaa. Huomaa, että tietueen koko 'rec' on tässä määritelty symbolin arvona eikä vakiona muistissa.

Monimutkainen tietorakenne

Taulukko T, jonka jokainen alkio on 4-kenttäinen tietue

- pituus
- ikä
- taulukko, jossa palkka viimevuodelta joka kuukaudelta
- taulukko, jossa töissäolopäivien lkm viime vuodelta joka kuukaudelta

Talletustapa

- riveittäin, sarakettain, linkitetty rakenne

Viitteet

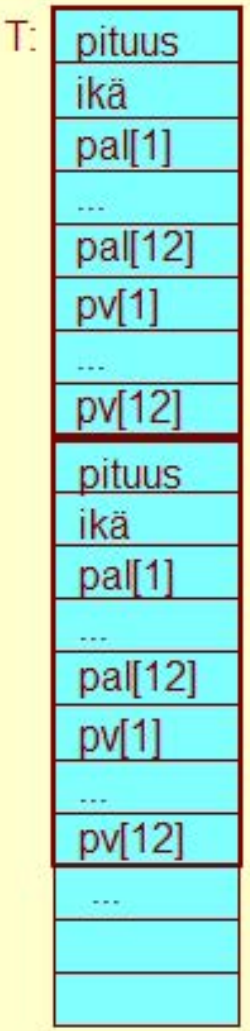
`X = T[i].pal[j];`

- laske talletustavan perusteella

Tarkistukset

- kaikki tarkistetaan, paljon koodia

```
rec EQU 26
pit EQU  0
ikä EQU  1
pal EQU  1
pv  EQU 13

LOAD  R1, i
MUL   R1, =rec
ADD   R1, =T
ADD   R1, =pal
ADD   R1, j
LOAD  R2, @R1
STORE R2, X
```



Tietorakenteen alkioon viitattaessa laskemme siis vanhaan tapaan ensin joko viitatun alkion osoitteen rakenteen sisällä tai sitten sen muistiosoitteen. Tällä kertaa laskemme i'nnen tietueen j'nnen kuukauden palkkatiedon muistiosoitteen rekisteriin R1 ja sitten haemme kyseisen palkan sieltä epäsuoraa tiedonosoitusta käyttäen. Laskemme ensin kertolaskulla edeltävien tietueiden sanojen lukumäärän ja lisäämme sen taulukon alkuosoitteeseen T, jonka jälkeen R1 osoittaa i'nnen tietueen alkuun. Lisäämme tähän palkkataulukon suhteellisen sijainnin ja kyseisen kuukauden j. Nyt R1 osoittaakin haluttuun tietoon ja loppu on helppoa.

Monimutkainen tietorakenne

Taulukko T, jonka jokainen alkio on 4-kenttäinen tietue

- pituus
- ikä
- taulukko, jossa palkka viimevuodelta joka kuukaudelta
- taulukko, jossa töissäolopäivien lkm
  viime vuodelta joka kuukaudelta

Talletustapa

- riveittäin, sarakettain, linkitetty rakenne

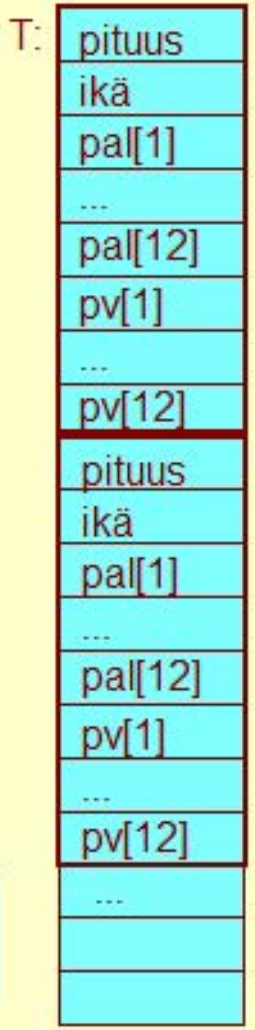
Viitteet

- laske talletustavan perusteella

Tarkistukset

- kaikki tarkistetaan, paljon koodia

pituus rajoissa?
ikä rajoissa?
molemmat kk-indeksit ok?



Edelläolevasta puuttui tietenkin kaikki tarkistukset. Kääntäjän pitää jokaisen muistiviitteen yhteydessä varmistaa, että viite kohdistuu lailliseen muistipaikkaan. Tämän voi tehdä joko päättelemällä turvallisuus etukäteen käännösaikana, tai sitten generoimalla koodia, joka tarkistaa turvallisuuden suoritusaikana. Tarkistusten lisääminen lisää suoritettavan koodin määrää, mutta loogisesti on tietenkin aika yksinkertaista asiaa. Jotkut ohjelmointikielet (tai oikeastaan niiden kääntäjät) ovat parempia tarkistusten kanssa kuin jotkut toiset. Esimerkiksi, muuttujan 'ikä' arvoalue voisi olla 0..120, eikä vain kokonaisluku.

Konekielinen ohjelmointi

Muistitilan käyttö ja tiedon sijainti suoritusaikana

Muuttujat

Tietorakenteet: yksi- ja moniulotteiset taulukot, tietueet

Kontrolli: valinta, toisto

Koodin optimointi

Tarkistukset

Olemme nyt käyneet läpi konekielisen ohjelmoinnin perusteet. Älkään luulkokaan, että teillä olisi tämän jälkeen heti valmiuksia kirjoittaa todellisia sovelluksia konekielellä. Samalla tavalla kuin ohjelmointi korkean tason kielillä, myös konekielinen ohjelmointi vaatii käytännön harjoittelua. Tarkoituksena on pikkuhiljaa toteuttaa tällä luennolla opittuja asioita esimerkkikoneemme konekielellä ja suorittaa harjoitustyöohjelmat ttk-91 simulaattorissa. Konekielisen ohjelmoinnin perusteista jäi vielä puuttumaan aliohjelmien toteutus, mikä käydään läpi seuraavalla luennolla.