

**LEITFÄDEN DER ANGEWANDTEN  
INFORMATIK**

L. Frevert

**Echtzeitpraxis mit PEARL**

## Vorwort

PEARL wird in Werbeprospekten "Die Sprache der Prozessrechner" genannt. Dass es sich um eine ganz besondere Programmiersprache handelt, soll auch der Name andeuten, der jedoch nichts mit Perlen zu tun hat, sondern nur die Abkürzung von "Process and Experiment Automation Realtime Language" ist. PEARL ist eine Echtzeit-Programmiersprache für die Automatisierung technischer Prozesse. Für diesen Zweck gab es 1969 keine geeignete Sprache - deshalb wurde PEARL mit starker Förderung durch die Bundesregierung entwickelt und genormt. Es gab eine ganze Menge Ziele dabei - unter anderem auch die Anwendbarkeit der Sprache durch ganz normale Ingenieure, die Automatisierungsprogramme selbst schreiben und fremde so weit verstehen wollen, dass sie sie notfalls auch verbessern können.

PEARL ist zwar eine Prozess-Programmiersprache, kann aber auch sehr gut für die Lösung ganz normaler Datenverarbeitungsprobleme eingesetzt werden. Weil PEARL die Möglichkeit bietet, neue Datensätze einzulesen, während gleichzeitig alte verarbeitet und Ergebnisse ausgegeben werden, laufen entsprechend geschriebene Programme unter Umständen viel schneller als bei Benutzung von Sprachen, die keine Parallelarbeit kennen. Full PEARL ist für technisch-wissenschaftliche Rechnungen eine der mächtigsten Sprachen überhaupt. Dieses Buch hier handelt jedoch vom ebenfalls genormten Subset Basis-PEARL mit einigen Erweiterungen, die sich für die Durchführung sehr großer Projekte als vorteilhaft herausgestellt haben. Sie liegen aber alle im Rahmen von Full PEARL.

Leser, die Full PEARL kennen, werden schnell merken, dass sich die beiden Sprachen in vielem ziemlich ähnlich sind. Das ist kein Wunder, denn sie sind beide zur gleichen Zeit unter ähnlichen Konzepten entstanden. Deshalb ist PEARL für den Anfängerunterricht gut geeignet. PEARL hat einen umfangreicheren Ein-/Ausgabeteil und insbesondere Sprachmittel für die Echtzeit- und Parallelverarbeitung.

PEARL wird seit über zehn Jahren in der Industrie eingesetzt und hat sich sowohl in sehr umfangreichen Vorhaben als auch auf Mikroprozessoren bewährt. Es gibt PEARL auf einer ständig steigenden Anzahl von Rechnertypen. Trotzdem ist PEARL aber immer noch viel weniger bekannt als andere Programmiersprachen. Das ist eigentlich schade, denn PEARL wurde von Praktikern für Praktiker entwickelt und enthält deshalb bewährte Konzepte und vor allem Eigenschaften, die man bei der Entwicklung großer Anwendungsprogramme braucht - zum Beispiel die Möglichkeit, Programme wartungsfreundlich aus einzeln kompilierbaren Teilen aufzubauen.

Einer der Gründe für den geringen Bekanntheitsgrad ist, dass PEARL anfänglich nur auf Prozessrechnern lief, die ein PEARL-Echtzeit-Betriebssystem hatten. Seit einiger Zeit gibt es jedoch auch für Personal Computer und Einplatinenrechner preiswerte PEARL-Systeme, so dass PEARL in steigendem Umfang auch für kleine Automatisierungsaufgaben und Mikroprozessoren Verwendung findet.

Dieses Buch ist für Anfänger gedacht, die noch keine andere Programmiersprache kennen und PEARL als erste Sprache lernen wollen. Deshalb muss hier gleich gesagt werden, dass es ein Irrtum wäre zu glauben, man könne programmieren, wenn man eine Programmiersprache beherrscht. Programmieren besteht hauptsächlich daraus, Programme vernünftig zu entwerfen, und das kann man im Prinzip auch tun, ohne eine Programmiersprache zu kennen. Das Hinschreiben der Programme in einer Programmiersprache ist eine Angelegenheit, die erst ziemlich spät im Verlauf der Programmentwicklung kommen sollte. Allerdings sollte man beim Entwerfen schon daran denken, welche Sprache man für die Kodierung verwenden kann, damit das Endergebnis wirklich aus einem Guss ist.

Anfänger sollten nicht den Fehler machen, dieses Buch Absatz für Absatz zu "büffeln". Programmiersprachen wie PEARL sind so aufgebaut, dass man manche vorn beschriebenen Einzelheiten erst richtig verstehen kann, wenn man die ganze Sprache in groben Zügen kennt.

Sie sollten die Beispiele selbst ausprobieren. Sie laufen ohne Prozessperipherie und bei den meisten brauchen nur wenige Zeilen ergänzt oder geändert werden, um das nächste zu erhalten.

Bad Salzuflen im August 1987

Leberecht Frevert

# Inhalt

1. Die Struktur von PEARL-Programmen .....	6
1.1 Module.....	6
1.2 Funktion von System- und Problemteil .....	8
1.3 Schreibregeln .....	8
1.4 Gliederung des Problemteils .....	9
1.4.1 Blöcke.....	11
1.4.2 Sichtbarkeitsregeln.....	12
1.5 Die Gliederung von Datenbeständen.....	13
1.5.1 Grunddatentypen.....	14
1.5.2 Rechengenauigkeiten und Längen .....	15
1.5.3 Matrizen, Verbunde und selbstdefinierte Datentypen.....	18
1.5.4 Anfangswerte und Konstanten-Schreibweisen .....	20
1.6 Struktur und Eigenschaften von PEARL-Datenstationen .....	23
2. Sprachmittel für Algorithmen .....	27
2.1 Anweisungsarten.....	27
2.2 Ein-/Ausgabeeinweisungen .....	28
2.3 Zugriffsausdrücke.....	31
2.4 Wertzuweisungen und Ausdrücke .....	33
2.5 Operatoren und Typwandlungen .....	34
2.6 Ablauf-Steueranweisungen.....	39
2.6.1 Alternativen im Programmablauf.....	40
2.6.2 Wiederholungen im Programmablauf .....	42
2.6.3 Die Sprunganweisung .....	46
3. Prozeduren .....	48
3.1 Übernahme von Parameterwerten und Parameternamen.....	48
3.2 Funktionsprozeduren .....	55
4. Ein-/Ausgabe für Fortgeschrittene .....	59
4.1 Programmierung des Systemteils .....	59
4.2 Zusätzlich vereinbarte Datenstationen.....	63
4.3 Eröffnen und Schließen von Datenstationen .....	65
4.4 Ausgabe von Tabellen .....	66
4.5 Einlesen von ALPHIC-Daten.....	73
4.6 Direktzugriff auf Datenbanken .....	73
4.7 Ein-/Ausgabe mit Interndarstellung.....	76
4.8 Prozessein-/ausgabe .....	77
5. Module und ihre Schnittstellen.....	81
5.1 Abstrakte Datentypen.....	81
5.2 Teststrategien .....	89
5.3 Modulschnittstellen.....	90
6. Echtzeit-Programmierung .....	94
6.1 Reaktion auf Ausnahmesituationen .....	96
6.2 Taskzustände.....	99
6.2.1 Starten und Abbrechen .....	101
6.2.2 Einplanen und Ausplanen .....	103
6.2.3 Start durch Unterbrechungen.....	107

6.2.4	Anhalten und Fortsetzen .....	110
6.3	Tasks mit gemeinsamen Prozeduren .....	114
6.4	Koordination und Synchronisation von Tasks .....	116
6.4.1	Kritische Abschnitte .....	119
6.4.2	Verklebungen .....	122
6.4.3	Leser und Schreiber .....	126
6.4.4	Umlaufpuffer .....	130
6.4.5	Wechsellpuffer .....	133
6.4.6	Halbdynamisches Warten .....	134
6.5	Zuteilung von Prioritäten .....	140
	Literaturverzeichnis .....	142

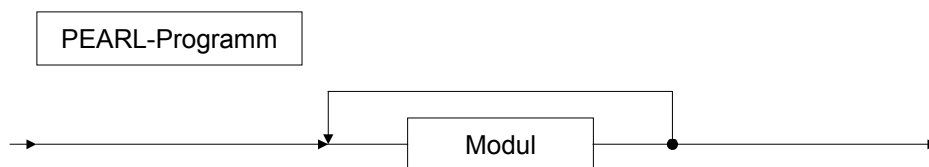
# 1. Die Struktur von PEARL-Programmen

"Vor langer, langer Zeit, als FORTRAN gerade erfunden war und die Programmierer noch glaubten, sie könnten fehlerlose Programme schreiben..."; so werden Computermärchen beginnen. Heute gilt die Regel: "Jedes Programm enthält mindestens noch einen Fehler". Programme kosten mehr als die Rechner, auf denen sie laufen sollen. Deshalb kann sich niemand mehr leisten, seine Software wegzuworfen, wenn er einen billigeren und trotzdem leistungsfähigeren neuen Rechner kauft. Wir wissen, dass die Wartung von Programmen oft das Zehnfache dessen kostet, was für die Entwicklung der Erstversion ausgegeben wurde. All dies sind Gründe, mehr Wert auf verständlichen Entwurf, gute Struktur und Übertragbarkeit von Programmen zu legen, als auf ausgefuchste Algorithmen. Deshalb beginnen wir hier nicht damit, wie man Programme schreibt, sondern wie man ihnen Struktur geben kann.

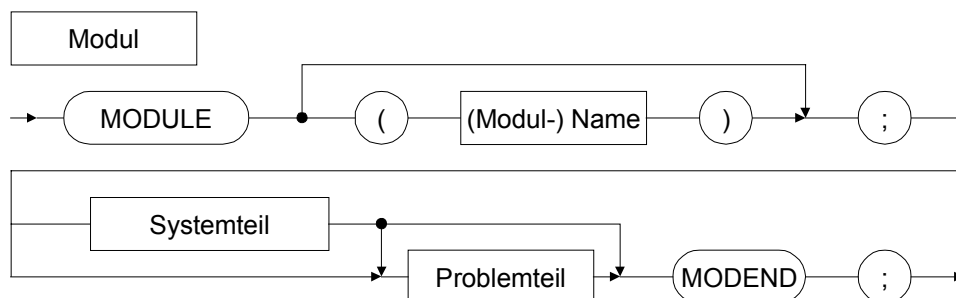
## 1.1 Module

PEARL ist eine Programmiersprache, die die Entwicklung sehr umfangreicher Programme unterstützt. PEARL-Programme können deshalb in sogenannte Module aufgeteilt werden, die einzeln in die Maschinsprache des Computers übersetzt - kompiliert - und getestet werden können. Dadurch können viele Programmierer gleichzeitig an einem Programm arbeiten.

Wir werden später sehen, dass die Aufteilung eines PEARL-Programms in Module auch dazu dienen kann, seine Wartbarkeit zu erhöhen. Erfahrene Programmierer wissen, dass sich Fehler oft erst nach langer Zeit beim Dauerbetrieb eines Programms herausstellen und dann beseitigt werden müssen. Wenn eine solche Änderung auch andere Stellen im Programm beeinflusst, besteht die Gefahr, dass zwar der alte Fehler beseitigt wird, aber dafür neue Fehler in das Programm eingebaut werden. Deshalb werden wir Programme so gliedern, dass wir die Auswirkungen späterer Verbesserungen genau übersehen können. Das werden wir dadurch erreichen, dass wir die Programme in "schwarze Kästen" aufteilen - Programmteile, auf die andere Programmteile nur über genau definierte Mechanismen einwirken können und die deshalb nicht ungewollt von außen in ihrer Arbeit beeinträchtigt werden können. Als Nebeneffekt hat das außerdem den Vorteil, dass wir bei kleineren Verbesserungen nicht das ganze Programm, sondern nur den fehlerhaften Modul neu übersetzen müssen und so viel Zeit sparen.



Figur 1:1: Aufbau eines PEARL-Programms aus Modulen, dargestellt in einem Syntaxgraphen



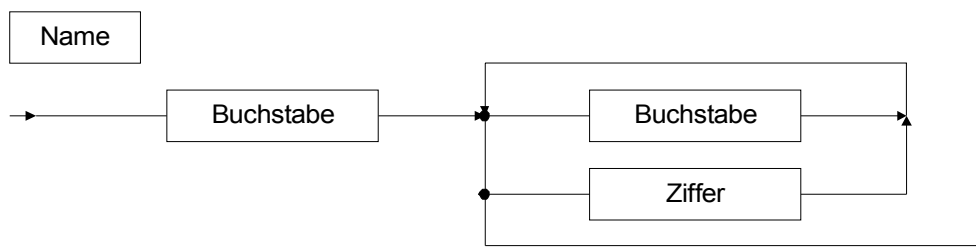
Figur 1:2: Bestandteile eines PEARL-Moduls

In Figur 1.1 sehen wir die Gliederung eines PEARL-Programms in Module als sogenannten Syntaxgraphen. Wir werden in Zukunft alle Regeln über den Aufbau eines Programms in solchen Zeichnungen dargestellt sehen und davon ausgehen, dass wir einwandfreie Bestandteile eines Programms erhalten, wenn wir die Graphen in Richtung der Pfeile durchlaufen. In Figur 1.1 geht das entweder von links nach rechts - dann bekommen wir ein Programm, das aus einem einzigen Modul besteht - oder wir dürfen oberhalb des Kästchens mit dem Wort Modul beliebig oft nach links zurückgehen - dann ergibt sich ein Programm aus vielen Moduln.

Den Aufbau eines Moduls zeigt Figur 1.2. Wenn wir sie durchlaufen, stoßen wir zunächst auf das Wort `MODULE`, das in einem Kästchen mit rundem linken und rechten Rand steht. Derartige Wörter und Zeichen versteht der Kompilierer, der ein PEARL-Programm in die Maschinensprache des jeweiligen Computers übersetzt, ohne weitere Erklärung. Man nennt diese Wörter und Zeichen Schlüsselwörter oder End-Symbole. Sie sind sozusagen die Grundvokabeln unserer Programme; alle übrigen Wörter müssen wir dem Computer mit ihrer Hilfe erklären.

In dem Kästchen "Name" steht in Klammern, was benannt werden soll. Der Syntaxgraph zeigt, dass wir auch direkt von `MODULE` zum Semikolon gehen dürfen; Module brauchen laut Norm in Basis-PEARL keinen Namen zu haben.

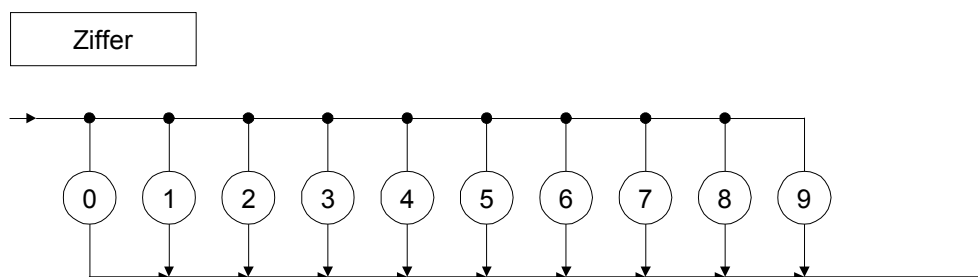
Alles, was in einem Syntaxgraphen in eckigen Kästchen steht, muss mit weiteren Syntaxgraphen erklärt werden, bis diese schließlich nur noch End-Symbole enthalten. Wir wollen uns das jetzt an dem Begriff "Name" aus Figur 1.2 ansehen. Figur 1.3 zeigt, dass ein Name aus einem Buchstaben besteht, dem Buchstaben oder Ziffern folgen. "Buchstabe" und "Ziffer" müssen weiter erklärt werden. Das ist Fleißarbeit, die hier nur bei "Ziffer" durchgeführt ist, um das Prinzip zu zeigen (Figur 1.4). Was ein Buchstabe ist weiß schließlich jeder, wenn wir noch dazu sagen, dass wir mit "Buchstabe" die Großbuchstaben außer Ä, Ö, Ü meinen.



Figur 1.3: Syntaxgraph für Name

Figur 1.3 zeigt, dass Namen laut Norm beliebig lang sein dürfen; in der Praxis heißt das: so lang wie eine Programmzeile. Wir sollten aber kurz im Kompilierer-Handbuch nachschlagen; PEARL-Systeme für Mikro-Computer machen hier manchmal Einschränkungen.

Wir dürfen übrigens im Programm keine Namen verwenden, die wie Schlüsselwörter lauten. Um Programme auf beliebige PEARL-Rechner übertragbar zu machen, sollte man deshalb auch beim Programmieren mit Basis-PEARL keine Namen bilden, die den zusätzlichen Schlüsselwörtern aus Full PEARL entsprechen. Eine vollständige Liste der Schlüsselwörter steht im Anhang.



Figur 1.4: Syntaxgraph für Ziffer

## 1.2 Funktion von System- und Problemteil

Wenn wir jetzt noch einmal zu dem Graphen 1.2 für Modul zurückgehen sehen wir, dass ein Modul ein Systemteil oder ein Programmteil oder beides enthalten darf. Bei Basis-PEARL gibt es hier allerdings die Einschränkung, dass ein Systemteil nur in einem einzigen Modul eines Programms vorkommen darf. Unsere Anfängerprogramme werden zunächst aus nur einem Modul mit einem System- und Problemteil bestehen.

An dieser Stelle sollten wir uns kurz damit beschäftigen, in welchem Verhältnis Basis-PEARL (von dem dieses Buch im Wesentlichen handelt) und Full PEARL zueinander stehen. Basis-PEARL ist eine Untermenge (Subset) des vollen Sprachumfangs von Full PEARL. Beide sind in DIN 66253 genormt. PEARL-Kompilierer, die der Norm entsprechen, müssen einen Sprachumfang verarbeiten können, der mindestens demjenigen von Basis-PEARL entspricht und innerhalb von Full PEARL liegt. Dadurch können in Basis-PEARL geschriebene Programme ohne wesentliche Änderungen auf allen Computern eingesetzt werden, die PEARL verstehen. Der Umfang von Basis-PEARL wurde so festgelegt, dass praktisch alle in Full PEARL lösbaren Aufgaben auch in Basis-PEARL programmiert werden können. Allerdings nicht so elegant und oft mit größeren Laufzeiten und mit höherem Speicherbedarf für die Programme.

Doch zurück zum Systemteil. In ihm wird das Rechnersystem beschrieben, aus welchen einzelnen Geräten es besteht, und wie die Geräte zusammengeschaltet sind. Der Systemteil muss deshalb ganz genau auf den Rechner zugeschnitten sein, auf dem das Programm laufen soll. Er muss im Allgemeinen geändert werden, wenn ein PEARL-Programm auf eine andere Anlage übernommen werden soll. Deshalb kopiert ihn ein PEARL-Anfänger am Besten aus einem vorhandenen Programm. Den Anfang des Systemteils erkennt man dabei an dem Schlüsselwort `SYSTEM`, sein Ende an dem Schlüsselwort `PROBLEM`, mit dem der Problemteil beginnt.

In den Problemteilen steht dann, was der Rechner und die an ihm angeschlossenen Geräte machen sollen. Die Problemteile sind weitgehend unabhängig davon, wie das Rechnersystem aufgebaut ist. Die Problemteile unserer Beispiele werden ohne große Änderungen auf allen Rechnern laufen, die PEARL-Kompilierer haben.

## 1.3 Schreibregeln

Wir wollen jetzt unser erstes PEARL-Programm schreiben, das fast nur Kommentare enthält (Beisp. 1.1).

```
MODULE (BEISP);                                     /*evtl. Klammern weglassen/*
/*****
 * Programmbeispiel: Modul, der im System- und Problemteil          *
 * nur Kommentare enthält.                                          *
 * Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert                                   *
 *****/
    SYSTEM;                                           /* Systemteil          */
    PROBLEM;                                          /* Problemteil         */
MODEND;
```

Beisp. 1.1: Grundversion eines PEARL-Programms

Ein Kommentar ist eine Erläuterung zum besseren Verständnis eines Programms, die vom Kompilierer bei der Übersetzung ignoriert wird. Damit er das tut, werden Kommentare in die beiden End-Symbole `/*` und `*/` eingeschlossen. Zwischen diesen beiden Symbolen dürfen beliebige Texte stehen, auch mit solchen Zeichen, die nicht zum Zeichensatz von PEARL gehören. Der erwähnte Zeichensatz besteht übrigens aus den Großbuchstaben, den Ziffern, den Leerzeichen und den Zeichen `+ - * / ( ) : . , ; = ' &lt; > [ ]`.

Kommentare können im Programm überall dort stehen, wo wir Leerzeichen einstreuen dürfen.



Figur 1.3 hat uns gezeigt, dass Namen keine Leerzeichen und deshalb auch keine Kommentare enthalten dürfen. Dasselbe gilt für die PEARL-Endsymbole, die wir deshalb nicht (wie in FORTRAN) gesperrt schreiben dürfen. Wir werden Leerzeichen vor allem verwenden, um Programme durch Einrückungen übersichtlicher zu machen.

Das Semikolon ist das Ende-Zeichen für PEARL-"Sätze". Die dürfen sich über beliebig viele Zeichen erstrecken oder auch zu mehreren in einer Zeile stehen. Unser Programm dürfte deshalb auch

```
MODULE ( BEISP ) ; SYSTEM ; PROBLEM ; MODEND ;
```

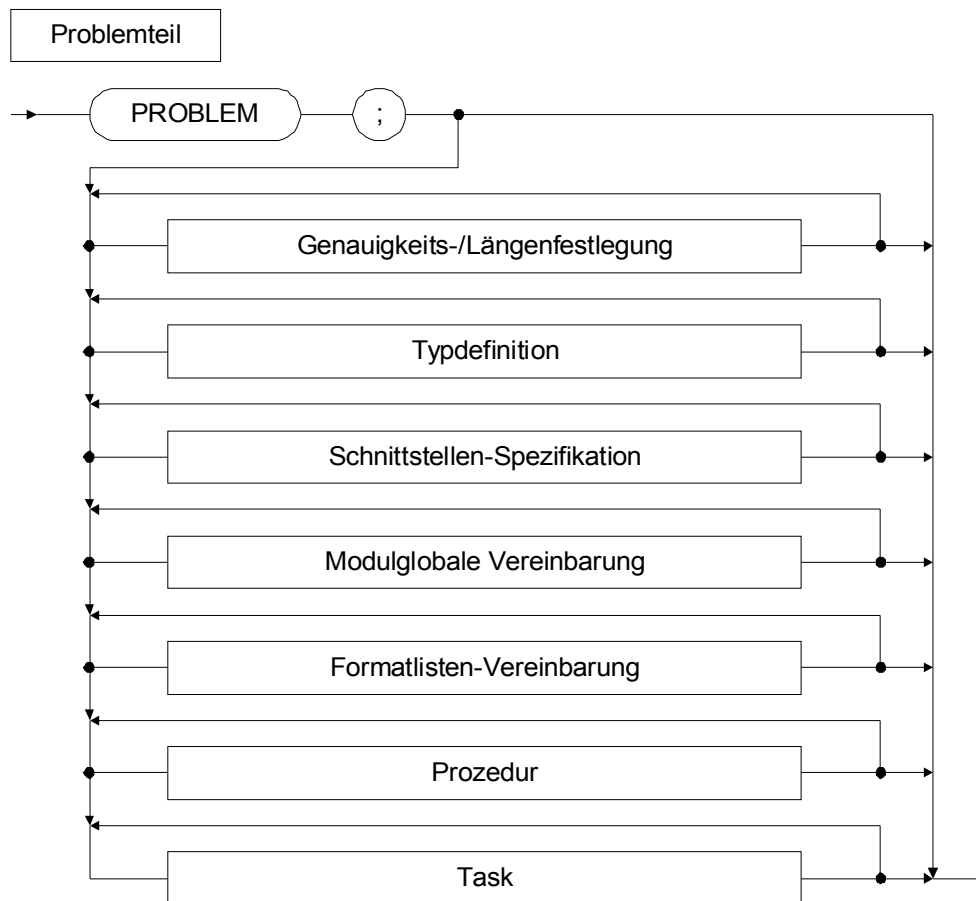
lauten. Wir werden später sehen, dass das Komma als Trennzeichen bei der Aufzählung von Elementen in Listen verwendet wird. (Für PASCAL-Kenner muss hier erwähnt werden, dass die PEARL-"Zeichensetzungs"-Regeln vergleichsweise einfacher sind).

Beim Schreiben unseres ersten Programms haben wir die Regel befolgt, dass man an den Anfang eines jeden Moduls wenigstens eine ganz kurze Beschreibung, das Datum der letzten Änderung und den Namen des Autors setzen sollte. Wir werden diese Grundversion unseres Programms allmählich zu einem richtigen Programm machen, indem wir zunächst Kommentare in den leeren Problemteil schreiben, die dann nach rechts rücken und den zugehörigen PEARL-Code links davor schreiben.

Wir wollen dieses Programm probeweise in eine Programmdatei eintippen. Möglicherweise müssen wir dabei einen anderen Modulnamen wählen. Dateiname und Modulname sollten nämlich übereinstimmen und es könnte sein, dass wir unsere Programmdatei aus betrieblichen Gründen nicht `BEISP` nennen dürfen. Beim Übersetzen können wir dann ausprobieren, ob unser Kompilierer mit unserer Schreibweise des Modulnamens zufrieden ist. Wenn nicht, müssen wir das Handbuch oder einen erfahrenen Programmierer zu Rate ziehen, denn leider halten sich Hersteller manchmal nicht ganz an die Norm.

#### 1.4 Gliederung des Problemteils

Der Syntaxgraph für Problemteil (Figur 1.5) zeigt, dass ein Problemteil aus verschiedenen Klassen von Bestandteilen bestehen darf, die in der angegebenen Reihenfolge aufeinander folgen sollten, wenn sie vorhanden sind. Innerhalb einer Klasse dürfen gleichartige Bestandteile mehrfach vorkommen. Wir werden später auf die einzelnen Klassen eingehen und wollen hier nur kurz erwähnen, welchem Zweck sie dienen.



Figur 1:4: Problemteil

In den Genauigkeitsfestlegungen wird dem Rechner mitgeteilt, mit welcher Genauigkeit er Daten speichern und mit ihnen rechnen soll.

Mit Typdefinitionen können zusätzlich zu vorhandenen Datentypen neue definiert werden (eine Möglichkeit, die über Basis-PEARL hinausgeht).

In Schnittstellen-Spezifikationen werden solche Teile eines Programms beschrieben, die nicht im jeweiligen Problemteil enthalten sind, damit der Rechner beim Zusammensetzen der einzelnen geschriebenen Module zu einem Programm nachprüfen kann, ob alles richtig zusammenpasst.

In modulglobalen Vereinbarungen wird festgelegt, wie Daten genannt werden, die im ganzen Modul oder im ganzen Programm bekannt sein sollen.

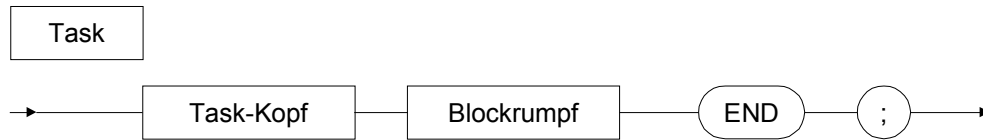
In Formatvereinbarungen wird angegeben, in welcher Form die Daten (z.B. in Tabellen) vorliegen, die das Programm einlesen oder ausgeben soll.

Prozeduren sind Tätigkeiten des Rechners, die häufiger an verschiedenen Stellen eines Programms durchgeführt werden müssen und sich von Fall zu Fall nur dadurch unterscheiden, dass mit anderen Datenobjekten gearbeitet wird.

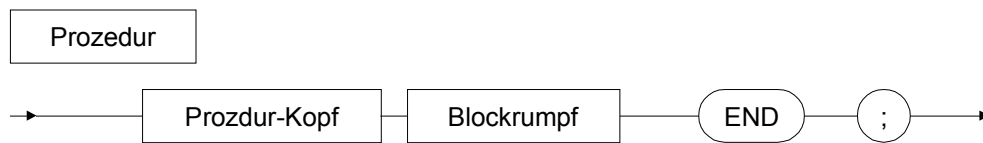
Die Tasks schließlich sind das, was in Programmiersprachen wie FORTRAN und PASCAL "Hauptprogramm" genannt wird. Hier zeigt sich für uns zum ersten Mal der Unterschied, der zwischen diesen Sprachen und einer Echtzeit-Programmiersprache wie PEARL besteht: bei der Echtzeit-Verarbeitung soll ein Rechner sofort reagieren, wenn eines aus einer Vielzahl möglicher Ereignisse in der Außenwelt geschieht. Das kann er nur, wenn jedem dieser Ereignisse eine Task zugeordnet ist, die auf das Ereignis wartet und die nötigen Maßnahmen trifft, wenn es eintrifft.

### 1.4.1 Blöcke

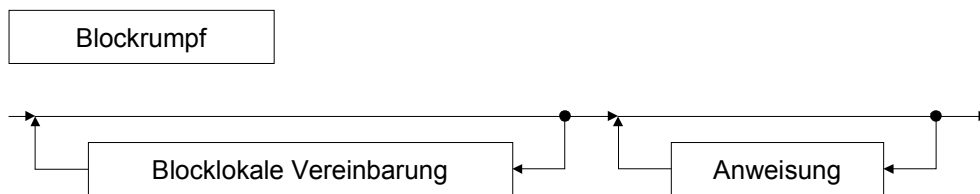
Tasks und Prozeduren sind sehr ähnlich aufgebaut. Sie stellen Blöcke dar, die sich nur durch ihren Anfang unterscheiden (Figuren 1.6 und 1.7). Die Blockrümpfe sind bei allen Blockarten gleich aufgebaut (Figur 1.8). In den Anweisungen wird dem Computer gesagt, was er tun soll. In den blocklokalen Vereinbarungen werden die Daten beschrieben, mit denen die Anweisungen arbeiten.



Figur 1:5: Task



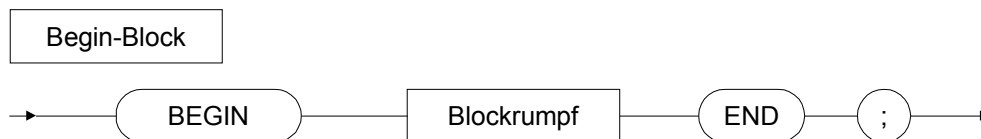
Figur 1:6: Prozedur



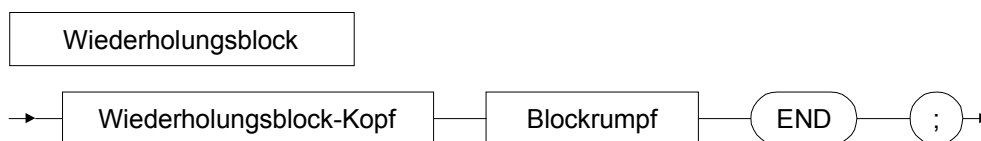
Figur 1:7: Blockrumpf

Es gibt in PEARL noch zwei andere Sorten von Blöcken, nämlich Begin- und Wiederholungsblöcke (Figuren 1.9 und 1.10). Sie gehören formal zu den Anweisungen. Deshalb können sie sowohl in Tasks als auch in Prozeduren enthalten sein, außerdem aber auch in Begin- und Wiederholungsblöcken, die deshalb ineinander geschachtelt werden können. Wir haben hier das erste Beispiel dafür, dass ein Sprachbestandteil auch einen gleichartigen Bestandteil enthalten darf. Man bezeichnet das als Rekursion.

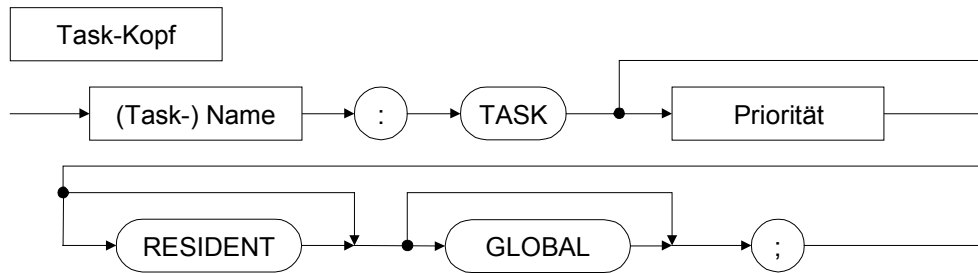
Um unser erstes kleines Programm schreiben zu können, benötigen wir noch eine weitere kurze Regel: Wir müssen wissen, wie man einen Task-Kopf schreibt. (Figur 1.11).



Figur 1:8: Begin-Block



Figur 1:9: Wiederholungsblock



Figur 1:10: Task-Kopf

Was es dabei mit "Priorität" auf sich hat, werden wir in Kapitel 6.5 lernen. Das Schlüsselwort `RESIDENT` bedeutet, dass der Computer das betreffende Objekt möglichst dauernd im Hauptspeicher halten und es nicht auf den Massenspeicher auslagern soll, wenn es im Augenblick nicht gebraucht wird. Ob er das wirklich tut, hängt vom jeweiligen PEARL-System ab.

Dem Schlüsselwort `GLOBAL` begegnen wir hier auch zum ersten Mal. Objekte mit dieser Eigenschaft sind auch außerhalb des jeweiligen Moduls bekannt. Sie bieten damit die Möglichkeit, dass Module gegenseitig Informationen austauschen.

Wir können jetzt weiter an unserem Programmbeispiel schreiben, indem wir in den Problemteil eine Task tun. Deren unbekannte Bestandteile fügen wir wieder als Kommentare ein. Dabei wollen wir uns den Luxus leisten, wenigstens einen Begin-Block als Anweisung zu nehmen. Wir gehen wieder systematisch so vor, dass wir die bisherigen Kommentare nach rechts rücken und links die zugehörigen PEARL-Zeilen schreiben. Um das Programm dabei möglichst übersichtlich zu halten, rücken wir die Inhalte von Problemteil und Blöcken jeweils etwas weiter ein (Beisp. 1.2).

```

MODULE (BEISP);                                     /*evtl. Klammern weglassen*/
/*****
 * Programmbeispiel: Modul, der lediglich eine Task mit           *
 * Kommentaren enthält.                                          *
 * Version 1.2 / 16.5.84 / Frevert                                *
 *****/
/* Systemteil */
PROBLEM;                                           /*Problemteil           */
  MAIN:TASK;
    /* Task-lokale Vereinbarungen */
    /* Anweisung der Task*/
    BEGIN;
      /*Blocklokale Vereinbarungen */
      /* Anweisungen des Blockes */
    END;
    /* Anweisungen der Task*/
  END;
MODEND;

```

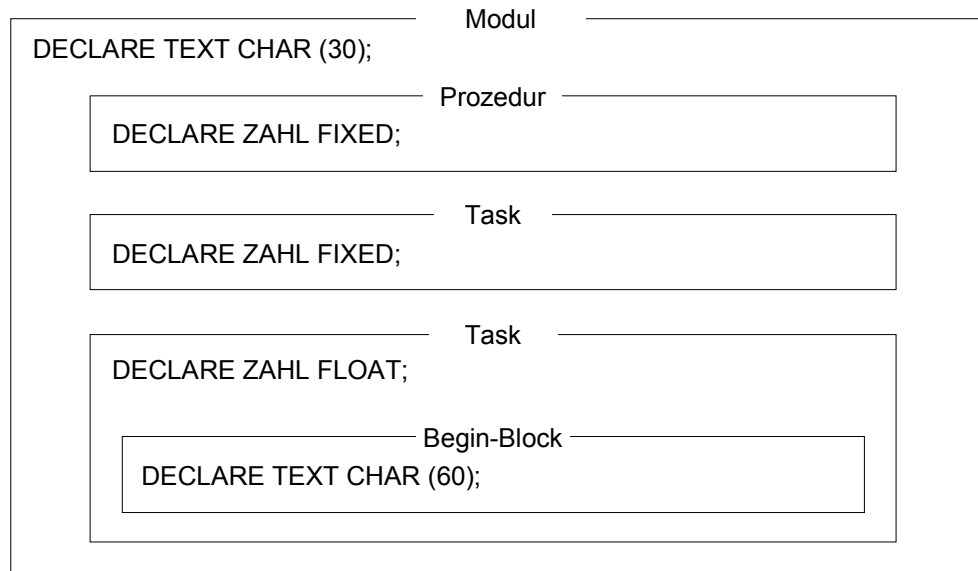
Beisp. 1.2: Modul mit Task und eingeschachteltem Begin-Block

## 1.4.2 Sichtbarkeitsregeln

Beim Aufbau großer Systeme hat es sich bewährt, sie in Untersysteme zu gliedern, die sich gegenseitig möglichst wenig beeinflussen. Bei Hardwaresystemen kann man das durch eine Aufteilung in Einzelgeräte erreichen. Dabei gibt man jedem Gerät ein eigenes Gehäuse, damit es nicht durch unbefugte Eingriffe von außen verändert werden kann. Derartige Geräte sind für einen Benutzer "schwarze Kästen". Wenn er mit einem derartigen schwarzen Kasten arbeiten will, braucht er nur zu wissen, welche Funktion der Kasten hat und wie er mit anderen Geräten

zusammengeschaltet werden muss. Über seinen inneren Aufbau braucht er dabei genau so wenig Bescheid zu wissen, wie ein Kind über den inneren Aufbau eines Fernsehers.

Blöcke sind wie Module ein Beispiel für "schwarze Kästen". Wie bei einem Haus, hinter dessen Fenster Gardinen hängen, kann man aus einem Block nur hinaus, aber nicht von außen hineinsehen. Das bedeutet, dass eine Task die Daten einer anderen Task oder einer Prozedur nicht sehen und verändern kann. Falls zwei Tasks Daten gemeinsam sehen wollen, um sie beide verwenden zu können, müssen die Daten außerhalb der Tasks in den modulglobalen Vereinbarungen aufgeführt sein (Figur 1.12).



Figur 1.12: Sichtbarkeitsregeln: Jede Task und die Prozedur sehen nur ihre eigene Zahl, der CHAR(30)-Text ist in allen bekannt. Der Begin-Block kann nur mit der FLOAT-Zahl und dem CHAR(60)-Text arbeiten. Letzterer ist in der umschließenden Task bekannt.

Aus dieser Halbdurchlässigkeit der Block-Begrenzungen folgt natürlich auch, dass in einem Block, der sich innerhalb einer Task befindet, die in der Task vereinbarten Daten gesehen und deshalb benutzt werden können. Andererseits sind aber die in dem Block vereinbarten Daten in der umschließenden Task nicht sichtbar und können deshalb dort nicht verwendet werden.

Diese Regeln schützen Daten gegen ungewollte Veränderungen und haben außerdem den Vorteil, dass wir denselben Namen an verschiedenen Stellen für unterschiedliche Daten verwenden dürfen, etwas so wie in den Häusern eines Ortes die Bezeichnung "Vater" für immer andere Personen benutzt wird.

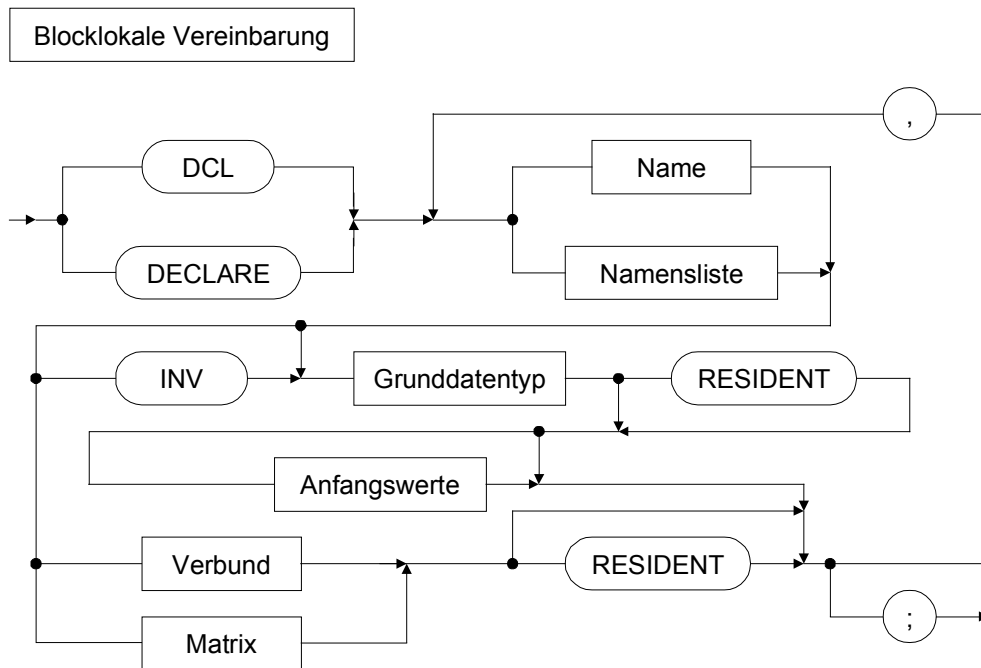
Im Allgemeinen können wir innerhalb eines Blockes mit allen blocklokalen Daten und mit Daten aus den modulglobalen Vereinbarungen arbeiten und zusätzlich mit denjenigen, die in den ihn umschließenden Blöcken vereinbart worden sind. Hierbei gibt es jedoch eine wichtige Ausnahme: Namen in einem inneren Block versperren den Blick auf gleichnamige Daten, die weiter außen vereinbart sind. Das dürfte uns bekannt vorkommen: Ein Landwirt meint sein Ackerland, wenn er von "meinem Land" spricht und nicht das Bundesland, in dem sein Hof liegt. Wenn der Ministerpräsident dieses Landes "mein Land" sagt, meint er das Bundesland und wenn ein Bundesminister auf einer internationalen Konferenz die Bezeichnung "mein Land" meint, bezieht er sich auf Deutschland.

## 1.5 Die Gliederung von Datenbeständen

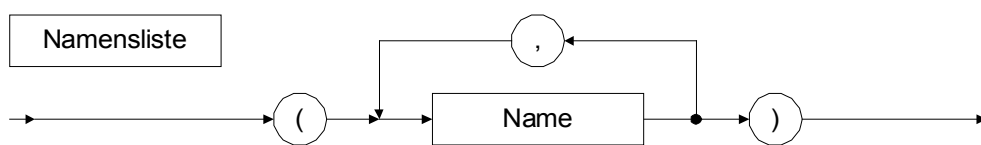
Im vorigen Kapitel haben wir erwähnt, dass die Daten mit denen die Tasks und Prozeduren in ihren Anweisungen arbeiten, in Vereinbarungen näher beschrieben werden müssen (Figur 1.13). In ihnen wird festgelegt, wie die Daten heißen sollen und um welche Art es sich handelt. Die

Namen von Daten desselben Typs können dabei in einer Namensliste aufgeführt werden (Figur 1.14). Daten können Einzeldaten eines Grunddatentyps sein. Wir dürfen zusammen gehörende Daten aber auch unter einem gemeinsamen Namen in sogenannten Verbunden oder in Matrizen zusammen fassen.

Daten, die im Programmverlauf verändert werden, wollen wir als Variable bezeichnen. Beim Schreiben von Programmen ist es in der Regel zweckmäßig, auch konstanten Daten Namen zu vergeben. Derartige Daten werden mit dem Schlüsselwort `INV` (Abkürzung in invariable) vereinbart, um dem Computer mitzuteilen, dass sie nicht verändert werden dürfen. Bei benannten Konstanten muss man außerdem in der Vereinbarung die Werte als Anfangswerte angeben, selbstverständlich für alle in der Namensliste aufgeführten Objekte.



Figur 1.13: Blocklokale Vereinbarung



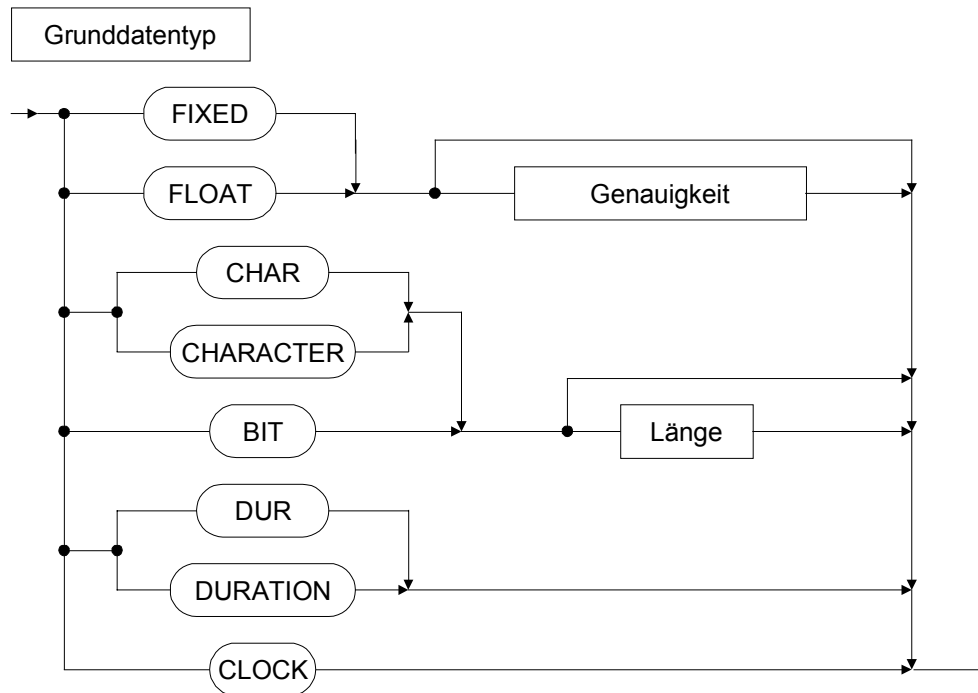
Figur 1.14: Namensliste

### 1.5.1 Grunddatentypen

Figur 1.15 zeigt, welche Grunddatentypen es in PEARL gibt. Der Datentyp `FIXED` dient zur Speicherung von ganzen Zahlen oder von solchen, bei denen man sich den Dezimalpunkt an fester Stelle denken kann, daher die Bezeichnung `FIXED`. Im Gegensatz dazu wandert bei `FLOAT`-Zahlen die Stelle des Dezimalpunkts (im Englischen wird statt unseres Kommas ein Punkt geschrieben). Bei beiden Datentypen darf man die Genauigkeit angeben, mit der der Computer sie speichert. Wir werden in Kapitel 1.5.2 näher darauf eingehen.

Daten vom Typ `CHAR` oder `CHARACTER` sind Ketten von Schriftzeichen. Sie können Texte, zum Beispiel von Meldungen, aufnehmen. In der Längenangabe darf man notieren, wie viele Schriftzeichen ein `CHAR`-Datum enthalten darf.

Daten vom Typ `BIT` dienen in der Prozessdatenverarbeitung zum Notieren von Zuständen, die zwei Werte annehmen können, zum Beispiel eingeschaltet / ausgeschaltet. Man nennt solche zweiwertigen Zustände auch binär (Bit ist die Abkürzung von binary digit). In vielen Fällen ist es zweckmäßig, mehrere binäre Zustände in einer Bitkette aneinander zu reihen, deren Länge man dann angeben muss.



Figur 1.15: Grunddatentyp

Wir werden in unseren Beispielen Bit (1)-Variable verwenden, um in ihnen die Werte "wahr" und "falsch" als Ergebnisse von Vergleichsaussagen zu speichern.

Typisch für die Echtzeit-Datenverarbeitung sind die Datentypen `DUR/DURATION` und `CLOCK`. Sie dienen zum Notieren von Zeitdauern und Uhrzeiten.

Beispiel 1.3 zeigt einige Beispiele für Vereinbarungen.

```

DECLARE ZAHL FLOAT; NUMMER FIXED;
DCL (SUMME, DIFFERENZ) FLOAT;
DECLARE MITTAGSZEIT CLOCK, ARBEITSDAUER DURATION;
DCL PROZESSZUSTAENDE BIT (16),
     MELDUNGSTEXT CHAR (40);

```

Beisp. 1.3: Beispiele für Vereinbarungen

### 1.5.2 Rechengenauigkeiten und Längen

Wir wissen aus Erfahrung, dass bei längeren Rechnungen die Genauigkeit des Endergebnisses wesentlich davon abhängt, mit wieviel Dezimalstellen Zwischenergebnisse notiert werden. Genau so ist es bei Rechnungen mit Computern. Nur werden bei Prozessrechnern keine Dezimalzahlen gespeichert, sondern Dualzahlen, weil deren einzelne Ziffern 0 und 1 sehr leicht durch die Zustände "leitend" oder "nichtleitend" je eines Transistors dargestellt werden können und weil ein Computer mit derartigen Dualzahlen besonders schnell rechnen kann.

Bei Prozessrechnern ist es daher sinnvoller, die Rechengenauigkeit aus der Anzahl der Dualstellen anzugeben. Die Umrechnung in die entsprechende dezimale Rechengenauigkeit ist leicht: Mit  $N$  Dualstellen können Zahlen notiert werden, deren höchster Wert  $(2^{**N}) - 1$  ist ( $2^{**N}$  steht für "2 hoch N"). Wenn man einen Rechner mit 16 Bit pro Speicherwort hat. Kann man ein Bit zum

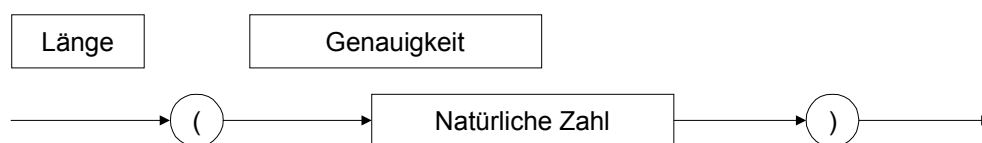
Notieren des Vorzeichens benutzen (das kann ja nur zwei Werte + oder - annehmen, die in einem Bit notiert werden können). Mit den restlichen 15 Bit kann man als höchste Zahl also  $(2^{15}) - 1$  oder 32767 darstellen. Wenn wir zählen oder die Nummer eines Tabellenplatzes berechnen müssen, reicht dieser Zahlenbereich im Allgemeinen aus; für andere Rechnungen werden wir `FLOAT`-Zahlen nehmen.

`FLOAT`-Zahlen sind das, was bei Taschenrechnern auch "Zahlen in wissenschaftlicher Schreibweise" genannt wird. Dort bestehen sie aus einem Dezimalbruch (der Mantisse) und der Anzahl der Zehnerpotenzen, mit der die Mantisse multipliziert werden muss (dem Exponenten). Bei Prozessrechnern werden zur Erzielung höherer Rechengeschwindigkeiten sowohl die Mantissen als auch die Exponenten (hier zur Basis 2) als Dualzahlen gespeichert. Dazu braucht man auf einem 16-Bit-Rechner mindestens 2 Speicherworte. Um mit Zahlen bis zur Größenordnung  $10^{38}$  (entspricht  $2^{127}$ ) arbeiten zu können, benötigt man nämlich 8 Bit für die Dual-Exponenten und ihr Vorzeichen. Die übrigen 8 Bit und die 16 Bit des anderen Rechnerwortes dienen dann als Mantisse mit 23 Dualstellen und als deren Vorzeichenbit.

23 Dualstellen entsprechen knapp 7 Dezimalstellen, so dass ein 16-Bit-Rechner mit zwei Rechnerworten für die `FLOAT`-Zahlendarstellung nur eine Rechengenauigkeit hat, die der eines ganz billigen Taschenrechners entspricht. Deshalb gibt es vielen Rechnern die Möglichkeit, `FLOAT`-Rechnungen mit "doppelter Genauigkeit" zu machen. Dabei werden dann die Zahlen in mehr als zwei 16-Bit-Worten gespeichert. Bei 32-Bit-Rechnern ergibt sich für `FLOAT`-Zahlen in zwei Rechnerworten eine Genauigkeit von etwa 16 Dezimalstellen. Es ist klar, dass für die Richtigkeit eines Endergebnisses sehr wesentlich ist, mit welcher Geschwindigkeit Zwischenresultate dargestellt werden können. Deshalb können Programme, die für 32-Bit-Rechner geschrieben worden sind, völlig falsche Ergebnisse liefern, wenn wir sie auf 16-Bit-Rechnern einsetzen. Aus diesem Grunde dürfen wir die Genauigkeiten in PEARL angeben, damit ein anderer Rechner, auf dem unser Programm benutzt werden soll, schon bei der Programmübersetzung prüfen kann, ob die geforderte Genauigkeit überhaupt möglich ist.

Bei `FIXED`-Zahlen geben wir als Genauigkeit die Anzahl aller Dualstellen (ohne Vorzeichen) an, bei `FLOAT`-Zahlen die Anzahl der Mantissenstellen. Damit wir solche Angaben nicht in jeder Vereinbarung machen müssen, dürfen wir sie auch am Anfang des Problemteils in der Genauigkeits-/Längenfestlegung machen. Deren Syntax zeigt Figur 1.19.

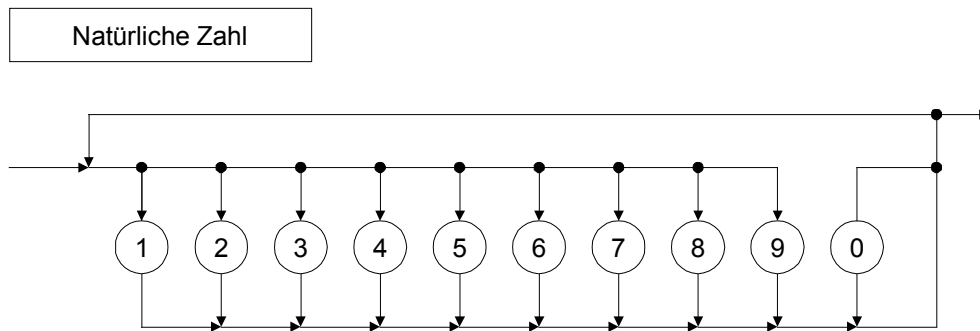
Die Angaben für Länge und Genauigkeit in Figur 1.15 haben dieselbe Form. Wir können sie deshalb in einem gemeinsamen Graphen darstellen (Figur 1.16).



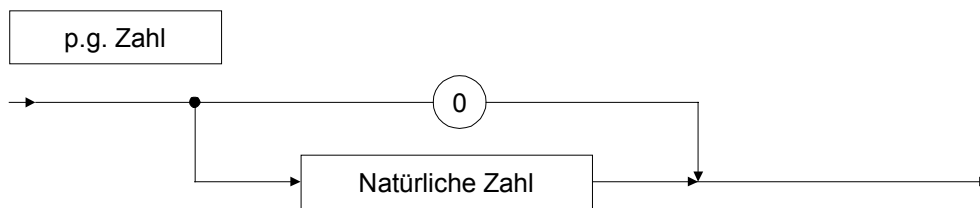
Figur 1.16: Länge und Genauigkeit

Figur 1.17 zeigt, was eine natürliche Zahl ist, nämlich eine ganze Zahl größer als Null. Letzteres ist ja nicht "natürlich", sondern eine der ersten Erfindungen der frühen Mathematiker. Wenn wir zu ihnen die Null hinzunehmen, bekommen wir die positiven ganzen Zahlen (Figur 1.18).





Figur 1.17: Natürliche Zahl



Figur 1.18: p.g. (positive ganze) Zahl

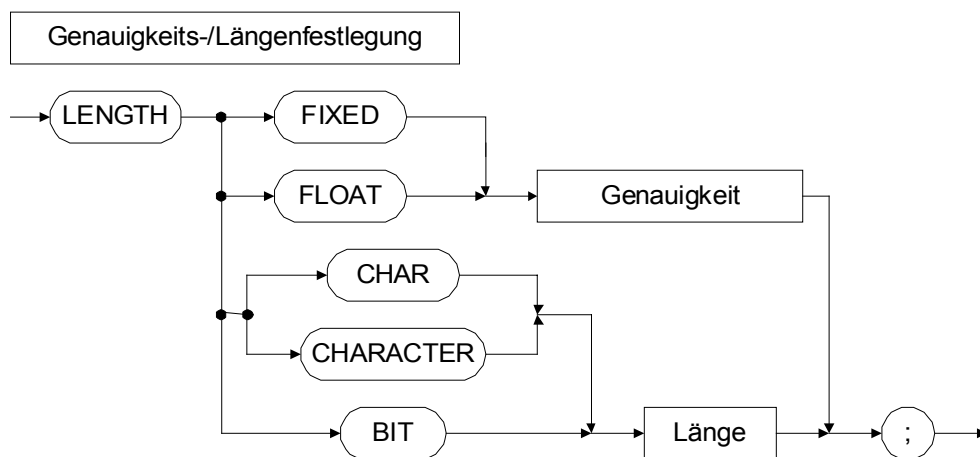
Wenn wir in einer Vereinbarung

```
DCL ZUSTAND BIT;
```

schreiben, nimmt der Rechner normalerweise an, dass wir eine Bitkette der Länge 1 vereinbaren wollen. Falls jedoch am Anfang des Problemteils

```
LENGTH BIT (16);
```

steht, wird ein ZUSTAND eine Bitkette von 16 Bit. Analog ist es bei Zeichenketten.



Figur 1.19: Genauigkeits-/Längenfestlegung

```

MODULE (BEISP);                               /*evtl. Klammern weglassen/ *
/*****
 * Programmbeispiel: Modul, der lediglich Genauigkeits-
 * Festlegungen und eine Task mit Vereinbarungen enthält
 * Version 1.3 / 16.5.84 / Frevert
 *****/
/* Systemteil */
PROBLEM;                                       /* Problemteil */
LENGTH FLOAT(23);                             /* Genauigkeitsfestlegungen */
LENGTH FIXED(15);
MAIN:TASK;                                     /* Task-Kopf */
  DCL ZAHL FLOAT,                              /* Task-lokale */
    NEXT CHAR(30);                             /* Vereinbarung */
  /* Anweisungen der Task */
  BEGIN;
    DCL ZAHL FIXED;                            /* Block-lokale Vereinbarung*/
    /* Anweisungen des Blockes */
  END;
  /* Anweisungen der Task */
END;
MODEND;

```

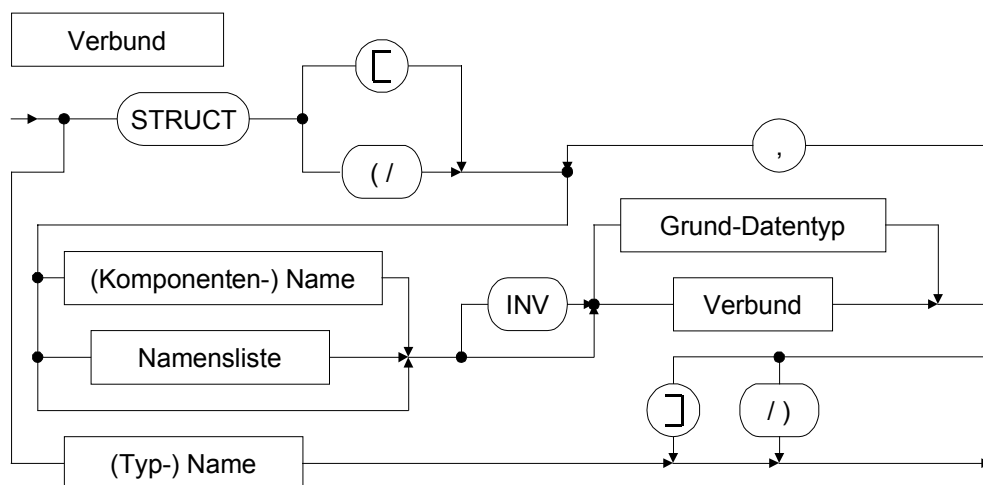
Beisp. 1.4: PEARL-Programm mit Vereinbarungen

Wir können jetzt unser erstes Beispielprogramm weiter vervollständigen, indem wir an den dafür vorbereiteten Stellen Variable vereinbaren (Beisp. 1.4). Außer dem wollen wir vorsichtshalber auch die Genauigkeiten der verwendeten Zahlentypen notieren.

An dem Beispiel können wir noch einmal die Sichtbarkeitsregeln besprechen: In dem Begin-Block können wir sowohl mit der FIXED-Variablen ZAHL als auch mit der CHAR-Variablen TEXT arbeiten. Außerhalb des Blocks sind für die Task nur die FLOAT-Variable ZAHL und TEXT bekannt.

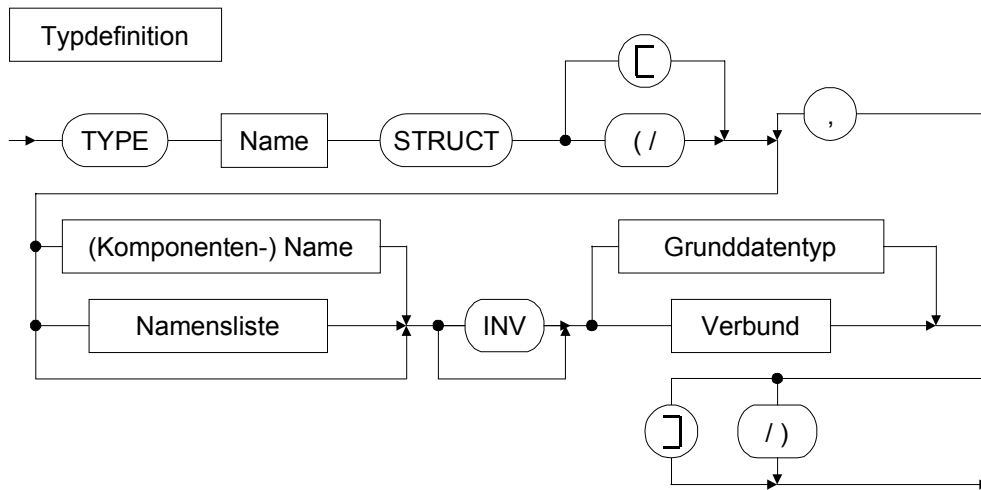
### 1.5.3 Matrizen, Verbunde und selbstdefinierte Datentypen

In Kapitel 1.5 wurde bereits erwähnt, dass in PEARL zusammengehörnde Daten unter einem gemeinsamen Namen zusammengefasst werden dürfen. Größere Datenmengen gleichen Typs organisiert man zweckmäßigerweise in Matrizen, Daten verschiedenen Typs, die dasselbe Objekt beschreiben, in Verbunden. Figur 1.20 zeigt zunächst, wie Verbunde aufgebaut werden.

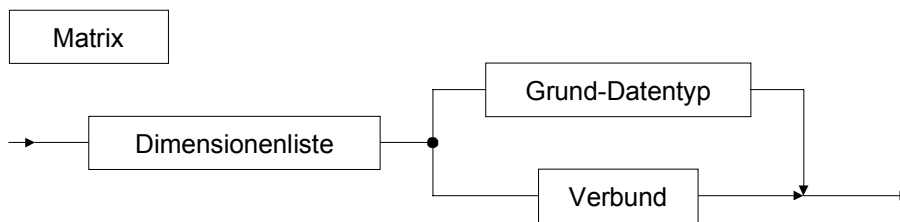


Figur 1.20: Verbund

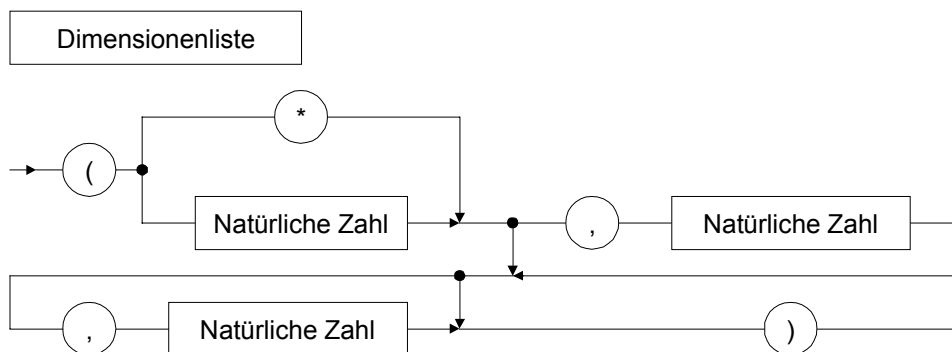
Komponenten eines Verbundes bekommen jeder einen Namen, wenn wir einzeln mit ihnen arbeiten wollen. Gleichartige Komponenten können dabei in einer Namensliste aufgeführt werden. Komponenten selbst können aus Grunddatentypen und Verbunden bestehen. Zur Schreibvereinfachung darf man außerdem einen Verbund mit einem Typennamen bezeichnen, der im Problemteil definiert werden muss. Wir haben die Typdefinition in Kapitel 1.4 schon kurz erwähnt. Figur 1.22 zeigt, wie das gemacht werden muss. Im strikten Basis-PEARL gibt es übrigens keine Verbunde in Verbunden und keine Typdefinitionen.



Figur 1.21: Typdefinition



Figur 1.22: Matrix



Figur 1.23: Dimensionenlisten

Matrizen enthalten ein-, zwei- oder dreidimensionale Anordnungen von Daten, die alle denselben Typ haben. Wir kennen solche Anordnungen aus der Mathematik. Wenn sie eindimensional sind, werden sie dort auch Vektoren genannt. In Full PEARL dürfen Matrizen übrigens auch mehr als drei Dimensionen haben. Wir werden später sehen, dass man wie in der Mathematik zu einem Einzeldatum aus einer Matrix mit Hilfe von dessen Index zugreifen kann. Da in Basis-PEARL die Index-Zählung stets mit 1 beginnt, brauchen bei der Vereinbarung einer Matrix in der Dimensionenliste (Figur 1.23) nur die höchsten Indexwerte hingeschrieben zu werden, die eine Matrix-Kante haben kann. Wir werden später sehen, dass bei Datenstationen die erste Matrix-Kantenlänge auch unendlich groß sein kann. Das wird durch den \* angegeben.

Wie Figur 1.22 zeigt, dürfen die Daten in einer Matrix nicht nur aus Grunddatentypen bestehen, sondern auch Verbunde dürfen zu Matrizen zusammengefasst werden.

Wir wollen uns hier wieder ein Beispiel ansehen: Ein Hochregallager soll aus 6 Regalen bestehen, die jedes 10 Zeilen hoch sind. In jeder Regalzeile sollen 30 Fächer sein. In den Regalfächern soll jeweils eine Anzahl von Artikeln derselben Art gelagert sein. Jeder einzelne Artikel hat eine Bestellnummer und eine Bezeichnung. Außerdem soll noch sein Gewicht registriert werden.

```

TYPE ARTIKEL      STRUCT  (/ BESTELLNUMMER FIXED,
                           BEZEICHNUNG CHAR(20),
                           GEWICHT FLOAT           /);
TYPE LAGERFACH   STRUCT  (/ ANZAHL FIXED,
                           ART ARTIKEL             /);
DECLARE HOCHREGALLAGER (6,10,30) LAGERFACH;

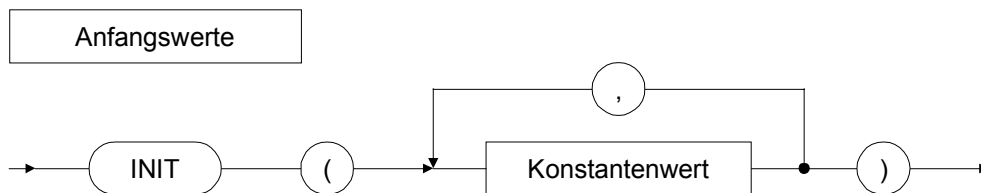
```

Beisp. 1.5: Typdefinitionen und Vereinbarungen für ein Hochregallager

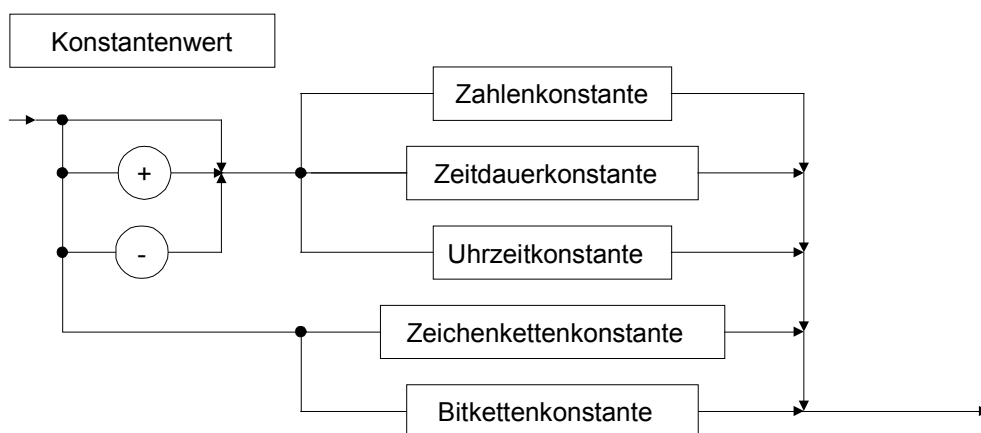
Am Anfang des Problemtails werden im Hochregallager-Programm zunächst Datentypen definiert (Beisp. 1.5). Darunter steht dann die Vereinbarung.

### 1.5.4 Anfangswerte und Konstanten-Schreibweisen

In Kapitel 1.5 haben wir bei der Besprechung von Figur 1.13 erwähnt, dass man bei der Vereinbarung von Variablen auch deren Anfangswerte in einer Anfangswerteliste notieren darf. Bei Objekten, die den Zusatz `INV` tragen, muss man das sogar tun. (In Full PEARL dürfen auch Matrizen und Verbunde in Vereinbarungen mit Anfangswerten versehen werden. Dort darf es daher auch unveränderliche - Konstante - Matrizen und Verbunde geben.)



Figur 1.24: Anfangswerte



Figur 1.25: Konstantenwert

Figur 1.24 zeigt den Aufbau einer Anfangswerteliste. In ihr kommt der Begriff Konstantenwert vor, dessen mögliche Form in den Figuren 1.26 bis 1.30 dargestellt sind. Aus ihnen ergibt sich, dass

wir Zahlenkonstanten als ganz normale Zahlen mit Vorzeichen schreiben dürfen, wenn es sich um FIXED-Zahlen handeln soll. Wir können sie aber außerdem als Dualzahlen nur unter Verwendung der Ziffern 0 und 1 schreiben, mit einem angehängten B, z.B. statt 8 auch 1000B. Die Vereinbarung der benannten Konstanten 10 lautet also:

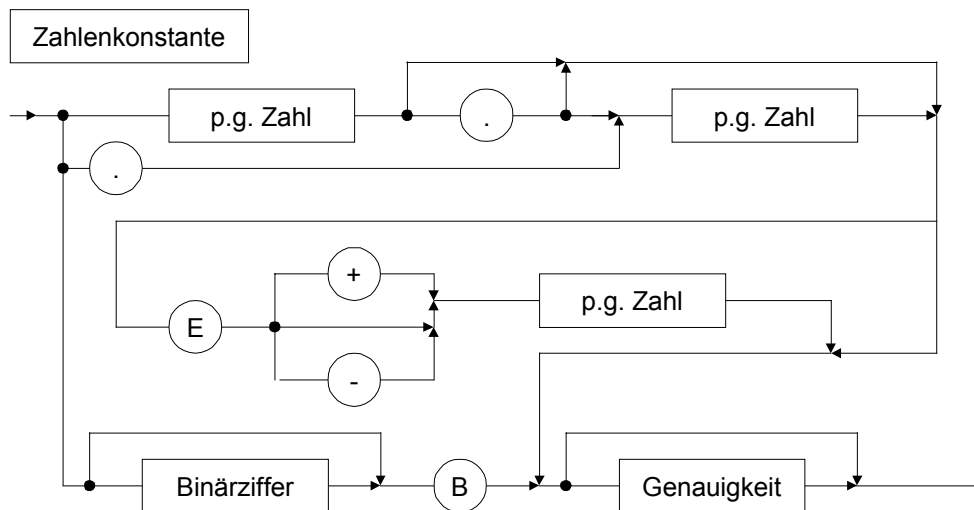
```
DCL ZEHN INV FIXED INIT(10);
```

Dezimalbrüche dürfen wir in der gewohnten Form notieren. Wir müssen nur statt des Dezimalkommata einen Punkt schreiben. Bei "wissenschaftlicher Schreibweise" notieren wir hinter der Mantisse ein E und dann den Zehner-Exponenten. Die Zahl 123.4 können wir deshalb auch 1.234E2 oder .1234E3 oder 0.1234E03 oder 1234.E-1 oder 1234E-1 oder 123.4E00 schreiben. Wenn der Computer eine solche Zahl mit einer besonderen Genauigkeit speichern soll, müssen wir deren Angabe noch so hinzufügen, wie wir es in Kapitel 1.5.2 gelernt haben.

Die Basis e der natürlichen Logarithmen können wir also mit

```
DCL E INV FLOAT INIT(2.71828);
```

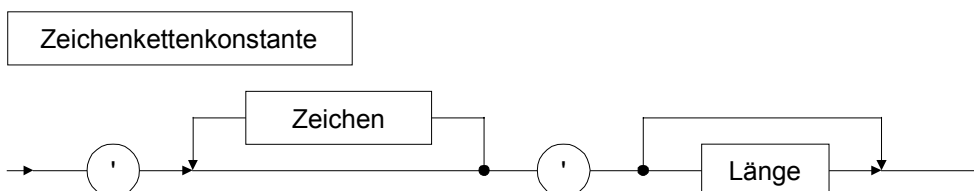
vereinbaren.



Figur 1.26: Zahlenkonstante

Zahlenketten werden einfach in Hochkommata eingeschlossen. Wie bei den Kommentaren dürfen sie alle möglichen Zeichen enthalten, also auch Kleinbuchstaben. Wenn in einer Zeichenkettenkonstante ein Hochkomma vorkommen soll, schreiben wir stattdessen zwei:

'In diesem Satz ist ein Hochkomma', gezählt als 1 Zeichen'.

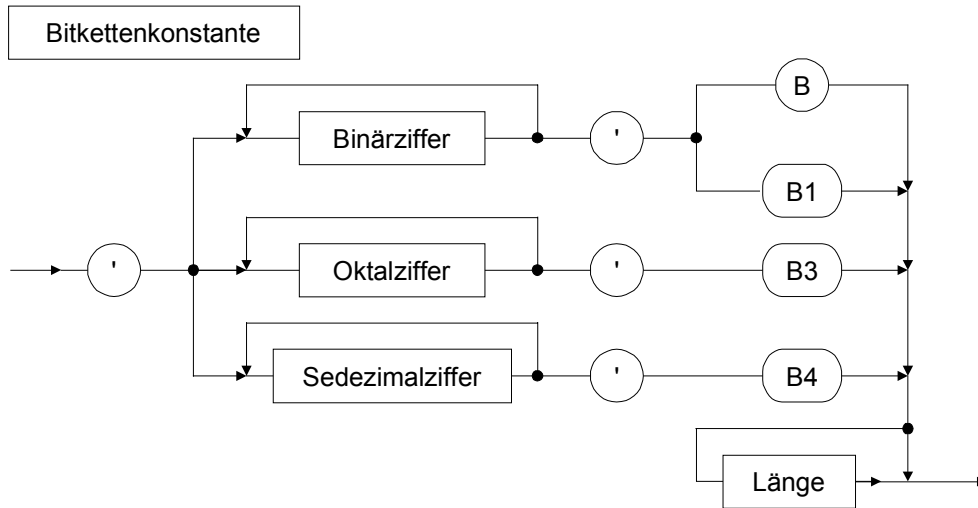


Figur 1.27: Zeichenkettenkonstante

Bitketten werden entweder mit den Dualziffern 0 und 1, mit Oktalziffern 0 bis 8 oder mit Sedezimalziffern 0 bis F geschrieben (im Sedezimalsystem mit der Basis 16 wird 1 2 3 4 5 6 7 8 9 A B C

F 10 ... gezählt, so dass dort die Zahl 10 der dezimalen 16 entspricht). Die beiden letzteren Möglichkeiten lassen eine abgekürzte Schreibweise von Bitketten zu, weil jeweils 3 bzw. 4 Dualstellen in einer Oktalstelle bzw. Sedezimalstelle zusammengefasst werden. Um dem Computer mitzuteilen, dass es sich bei 1234 nicht um eine Zahl, sondern um eine Bitkettenkonstante handelt, wird die Ziffernfolge in Hochkommata eingeschlossen und dahinter notiert, um welches Ziffernsystem es sich handelt.

Wir dürfen also statt '11111101101'B auch '7755'B3 und 'FED'B4 schreiben.



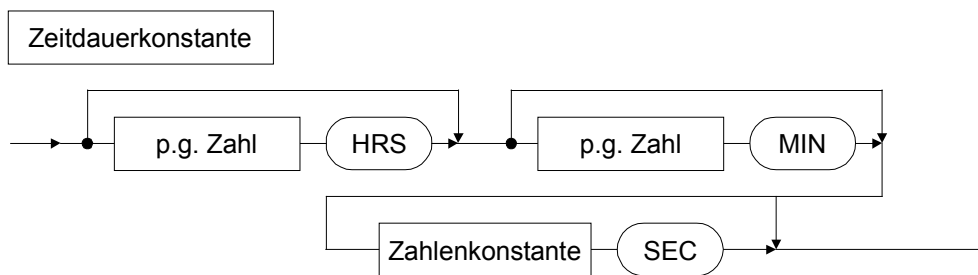
Figur 1.28: Bitkettenkonstante

Eine Zeitdauer wird in PEARL beispielsweise

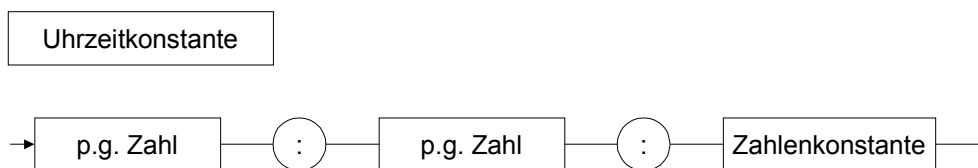
```
DCL VIERTELSTUNDE INV DURATION INIT (15 MIN);
```

vereinbart, die Mittagszeit heie

```
DCL MITTAG INV CLOCK INIT(12:0:0);
```



Figur 1.29: Zeitdauerkonstante



Figur 1.30: Uhrzeitkonstante

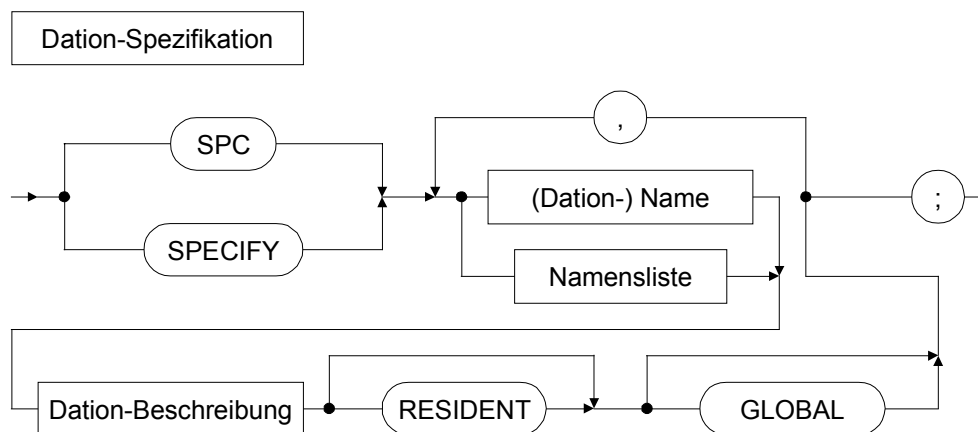
## 1.6 Struktur und Eigenschaften von PEARL-Datenstationen

Alle Daten, die auf die bisher beschriebene Weise vereinbart werden, befinden sich im Hauptspeicher des Rechners, wenn er mit ihnen arbeitet. Wenn es sich nicht um Zwischenergebnisse handelt, muss er ihre Werte vorher mit einem Peripheriegerät eingelesen haben. Endergebnisse muss er, ebenfalls mit Peripheriegeräten, ausgeben. Außerdem kann es bei sehr grossen Datenmengen notwendig sein, Zwischenergebnisse in Dateien auf Plattenspeichern oder Magnetbändern zwischenzuspeichern. In PEARL werden alle Stellen außerhalb des Hauptspeichers, die Daten liefern oder aufnehmen können, Datenstationen genannt. Und mit dem Schlüsselwort `DATION` (Abkürzung von data station) bezeichnet.

Datenstationen sind relativ komplizierte Gebilde. Weil der Begriff alle möglichen Ein-/Ausgabegeräte umfasst, müssen in der Beschreibung einer PEARL-Datenstation alle möglichen Eigenschaften solcher Geräte aufzählbar sein. Innerhalb einer Datenstation werden die Daten in Matrizen mit bis zu drei Dimensionen gespeichert. Im Unterschied zu rechnerintern befindlichen Matrizen kann jedoch die Kantenlänge der höchsten Dimension unbegrenzt sein. Ein Terminal kann ja unbegrenzt viele Schirmbildzeilen ausgeben, um nur ein Beispiel zu nennen.

Es gibt in PEARL drei grundsätzlich verschiedene Typen von Datenstationen: Datenstationen für die Zwischenspeicherung von Daten in derselben Form, in der sie im Hauptspeicher des Rechners vorliegen, ALPHIC-Stationen, die die Daten in Form von Schriftzeichen enthalten und BASIC-Stationen, die Prozessdaten in Form von Spannungspegeln, Schalterstellungen usw. einlesen oder ausgeben.

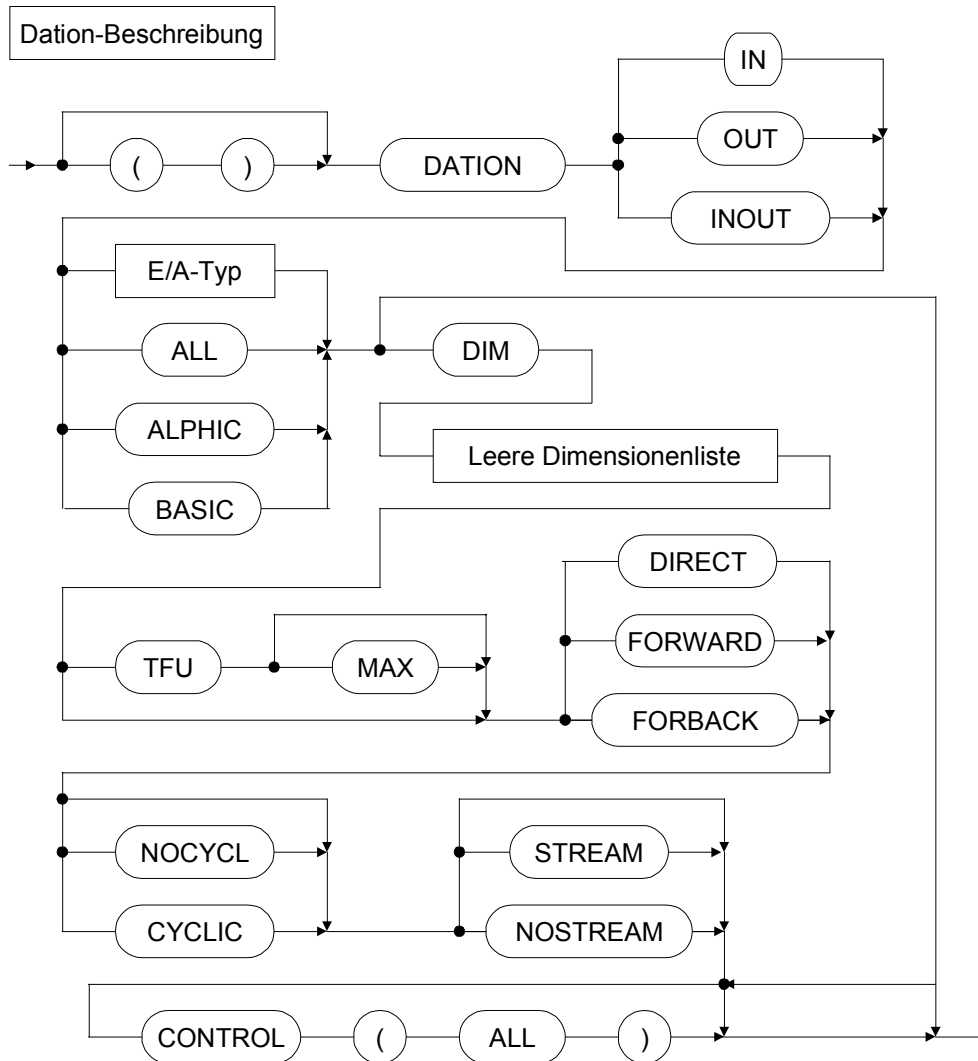
Normalerweise hat ein Rechner eine Anzahl von Peripheriegeräten, die dem PEARL-System bekannt sind. Die Namen dieser Systemdatenstationen werden vom PEARL-Programmierer im Systemteil seines Programms festgelegt. Wie alle Objekte, die sich außerhalb des jeweiligen Problemteils befinden, müssen diese Systemdatenstationen dann in Schnittstellenspezifikationen näher beschrieben werden.



Figur 1.31: Dation-Spezifikation

Zwischen Spezifikationen und Vereinbarungen besteht ein grundsätzlicher Unterschied: In Vereinbarungen wird dem Computer mitgeteilt, dass ein Objekt mit den vereinbarten Eigenschaften geschaffen werden soll; in Spezifikationen hingegen wird ein schon vereinbartes Objekt lediglich so beschrieben, dass der Kompilierer die richtige Verwendung des Objektes nachprüfen kann. Deshalb müssen die Kantenlängen von mehrdimensionalen Objekten in der Vereinbarung zahlenmäßig angegeben werden.

In Spezifikationen hingegen wird nur ein durch eine leere Dimensionenliste (Figur 1.33) angedeutet, wie viele Dimensionen vorhanden sind.

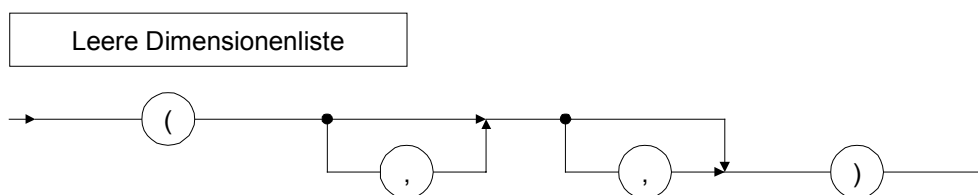


Figur 1.32: Dation-Beschreibung

Um unsere ersten Programme schreiben zu können, müssen wir wissen, wie man eine Dation-Spezifikation notiert. Ihre Syntax ist in den Figuren 1.31 und 1.32 dargestellt (den Systemteil kopieren wir am Besten aus einem schon vorhandenen Programm).

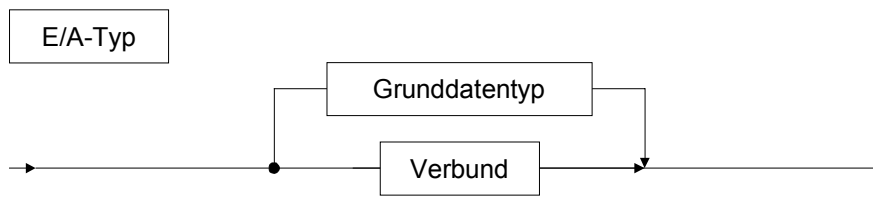
Figur 1.34 zeigt, dass unter der Sammelbezeichnung E/A-Typ aus Figur 1.32 außer den Grunddatentypen auch Verbunde der Inhalt eines Platzes in einer Datenstation sein können.

Datenstationen, die Daten in beliebiger Form aufnehmen können, z.B. Plattenspeicher, werden mit Hilfe des Schlüsselwortes `ALL` vereinbart. Wir werden in Kapitel 4.2 sehen, dass man bei Vorhandensein solcher Datenstationen weitere, dem Rechnersystem nicht von vornherein bekannte Datenstationen vereinbaren darf.



Figur 1.33: Leere Dimensionenliste





Figur 1.34: E/A-Typ

```

SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC DIM ( , ) TFU MAX FORWARD NOCYCL
                                STREAM CONTROL ( ALL ) ;
SPC THERMOELEMENTE ( ) DATION IN BASIC ;
SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC DIM ( , ) TFU MAX FORWARD
                                CONTROL ( ALL ) ;

```

Beisp. 1.6: Beispiele für Dation-Spezifikationen. Die dritte ist der ersten gleichwertig, weil STREAM und NOCYCL Normalwerte sind.

Am Anfang von Beisp. 1.6 steht die Vereinbarung eines Terminals: Terminal ist der Name der Datenstation, die Daten in den Rechner liefern oder herausgeben kann (INOUT). Diese Daten befinden sich als Schriftzeichen (ALPHIC) in der Datenstation. Wir können sie uns in einer zweidimensionalen Matrix vorstellen, bei der jeder Matrixzeile einer Textzeile entspricht, in der die Einzelzeichen jeweils eine Spalte belegen. Die hinter DIM (Abkürzung für dimension) stehenden Klammern mit dem Komma - die leere Dimensionenliste - sagen das aus. Die wirklichen Dimensionen dieser Matrix, insbesondere die maximale Zeilenlänge, sind außerhalb des Problemteils festgelegt. Deshalb darf in der Spezifikation nur angedeutet werden, dass zwei Dimensionen vorhanden sind.

TFU MAX zeigt an, dass zwischen Rechner und Datenstation die einzelnen Elemente einer Zeile nicht einzeln, sondern gemeinsam übertragen werden, wobei die Zeilenlänge kürzer als die Maximallänge sein darf. In dem Terminal wird bei der Eingabe nur die jeweils letzte Zeile gespeichert. Ein Rückspulen wie bei einem Magnetband, um eine alte Zeile wie bei einem Magnetband noch einmal vom Computer lesen zu lassen, ist unmöglich. Deshalb das Schlüsselwort FORWARD in der Spezifikation. Bei einem Terminal kann man auch nicht automatisch wieder am Anfang weiterlesen, wenn das Ende der Daten erreicht ist, wie man es unter Umständen bei Magnetbanddateien tun möchte, deshalb NOCYCL. Schließlich wird auf dem Terminalbildschirm automatisch in eine neue Zeile geschrieben, wenn eine Zeile voll ist. Die Daten "strömen" in die Datenstation, ohne dass wir uns um Zeilengrenzen zu kümmern brauchen, deshalb STREAM. Schließlich will man bei ALPHIC-Datenstationen im Allgemeinen die Ausgabe so gestalten, dass die Daten sauber in Tabellen gedruckt werden. Dazu muss man "alles steuern" können ( CONTROL(ALL) ).

Nach dieser kurzen Beschreibung der Terminaleigenschaften dürfen die übrigen Schlüsselwörter in Beisp. 1.6 ziemlich selbsterklärend sein. Wir werden in Kapitel 4.2 jedoch noch genauer auf die Eigenschaften von Datenstationen eingehen. An dieser Stelle muss noch ein wichtiger Hinweis gemacht werden: Aus Figur 1.32 ist ersichtlich, dass zwischen dem Namen und dem Schlüsselwort DATION ein Klammerpaar ( ) stehen darf. Derartige Datenstationen bestehen aus einer ein-dimensionalen Matrix von Einzelgeräten. Beispiel 1.6 zeigt auch eine derartige Spezifikation.

Figur 1.32 zeigt außerdem, dass man nicht in jedem Fall alle Angaben über den inneren Aufbau von Datenstationen zu machen braucht. Weil in der dritten Spezifikation aus Beisp. 1.6 die Angaben STREAM/NOSTREAM und NOCYCL/CYCLIC fehlen, wird angenommen, dass sich es sich um die häufigste Art mit STREAM und NOCYCL handelt.

Wir können unser Programmbeispiel jetzt weiter vervollständigen, indem wir auch den Systemteil und die Spezifikation der Schnittstelle zwischen Systemteil und Problemteil hineinschreiben.

Dabei vereinbaren wir im Systemteil, dass das systembekannte Gerät DIS den Namen TERMINAL haben soll (Beisp. 1.7).

```

MODULE (BEISP);                                     /*evtl. Klammern weglassen */
/*****
* Programmbeispiel: Modul, der noch keine Anweisungen          *
* enthält.                                                       *
* Version 1.1 / 16.5.84 / Frevort                                *
*****/
SYSTEM;                                           /* Systemteil          */
  TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);                          /* Dation-Benennung    */
PROBLEM;                                         /* Problemteil         */
  LENGTH FLOAT(23);                                /* Genauigkeitsfestlegungen */
  LENGTH FIXED(15);
  SPC TERMINAL DATION INOUT                       /* Dation-Spezifikation */
    ALPHIC DIM(,) TFU MAX
    FORWARD CONTROL(ALL);
MAIN:TASK;                                       /* Task-Kopf           */
  DCL ZAHL FLOAT                                  /* Task-lokale         */
    TEXT CHAR(30);                                /* Vereinbarungen     */
  /* Anweisungen der Task */
  BEGIN;
    DCL ZAHL FIXED;                               /* Blocklokale Vereinbarung */
    /* Anweisungen des Blockes */
  END;
  /* Anweisungen der Task */
END; /* Task MIAN */
MODEND;

```

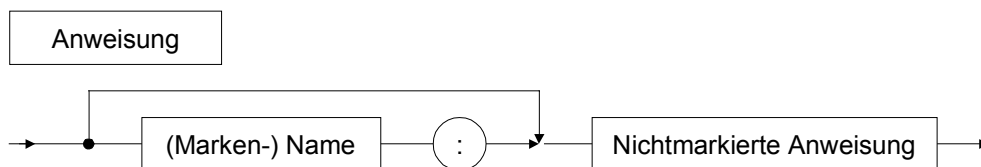
Beisp. 1.7: PEARL-Programm mit Dation-Benennung im Systemteil und Dation-Spezifikation im Problemteil.

## 2. Sprachmittel für Algorithmen

Algorithmus heißt auf Deutsch "methodisches Rechenverfahren". Algorithmen schreiben dem Rechner vor, welche Rechenoperationen er wann und wie oft durchführen soll, um eine Aufgabe zu lösen. Um Algorithmen entwickeln zu können, müssen wir deshalb die Vielfalt der Rechenoperationen kennen und wissen, wie wir das "wann und wie oft" formulieren müssen. Noch wichtiger ist aber, dass wir lernen, sie methodisch zu entwerfen und sie so zu beschreiben, dass sie auch von Fremden verstanden werden können. Fremd sind uns nämlich auch unsere selbstgeschriebenen Algorithmen, wenn wir sie nach einem Jahr verbessern müssen.

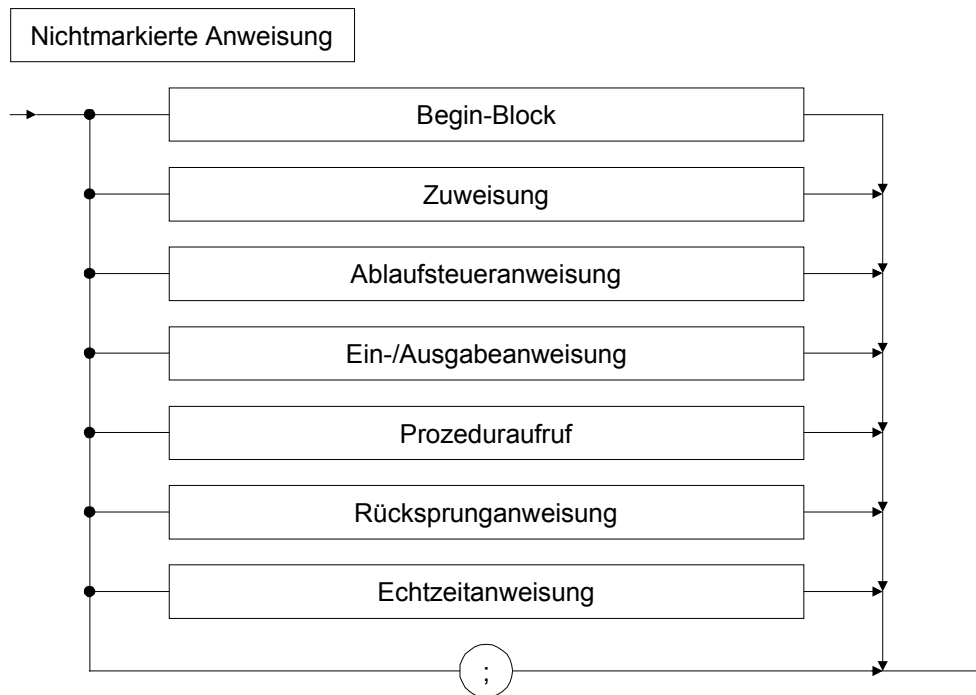
### 2.1 Anweisungsarten

Wie bereits erwähnt wurde dienen Anweisungen dazu, dem Computer mitzuteilen, was er machen soll. Figur 2.1 zeigt, dass Anweisungen mit davor gesetzten Namen markiert werden können. Wir werden in Kapitel 2.6.3 noch lernen, wozu solche Sprungmarken dienen. Bis dahin wollen wir uns nur mit unmarkierten Anweisungen beschäftigen. Figur 2.2 zeigt uns, welche Arten es davon in PEARL gibt.



Figur 2.1: Anweisung

Den Begin-Block kennen wir schon. Durch Zuweisungen werden Variablenwerte geändert. Die Ablaufsteueranweisungen befähigen den Computer, dieses oder jenes zu tun oder Programmstücke zu wiederholen. Mit Ein-/Ausgabeanweisungen werden Datenwerte eingelesen oder ausgegeben. Prozeduraufrufe und Return-Anweisungen werden wir in Kapitel 3 näher beschreiben. Die Echtzeitanweisungen dienen dazu, die Zusammenarbeit der Tasks in einem Programm zu steuern. Wir werden sie in Kapitel 6 abhandeln.



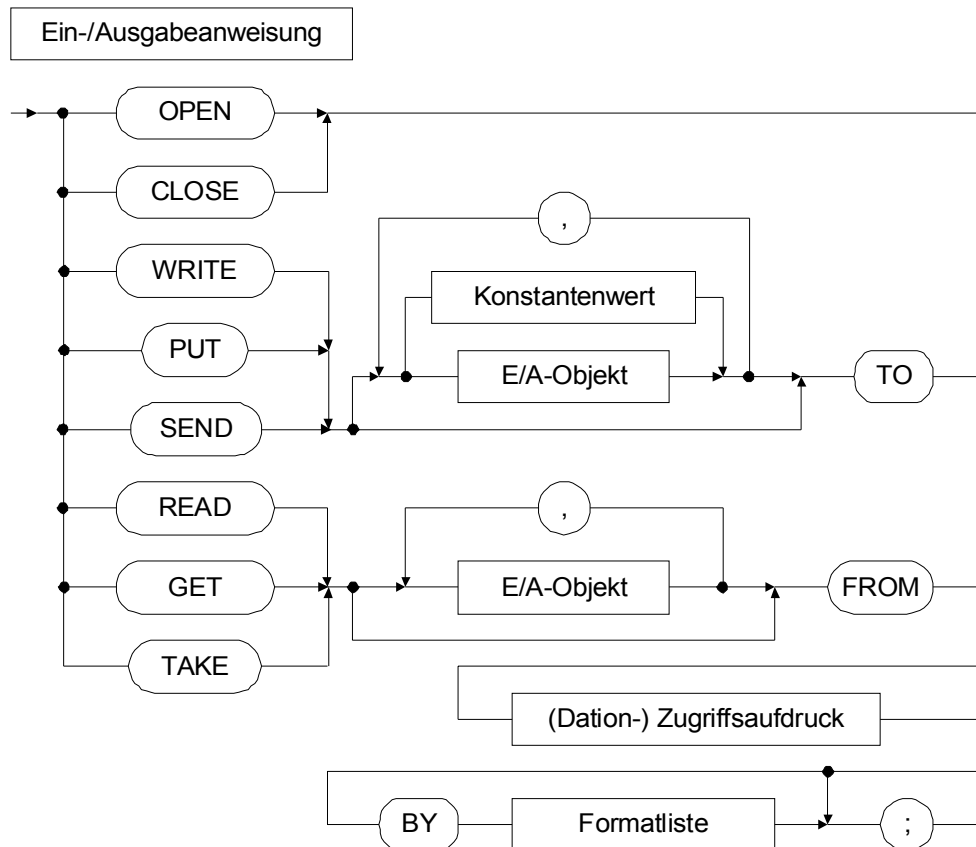
Figur 2.2: Nichtmarkierte Anweisung

Wie der Graph weiter zeigt, kann eine Anwendung aus nichts weiter als einem Semikolon bestehen. Derartige Anweisungen wollen wir als Leeranweisungen bezeichnen.

## 2.2 Ein-/Ausgabeeanweisungen

Um möglichst bald ein richtiges Programm schreiben zu können, wollen wir mit den Ein-/Ausgabeeanweisungen beginnen. Ihre Syntax zeigt Figur 2.3. In ihr gibt es zunächst einmal die Schlüsselwörter `OPEN` und `CLOSE`, mit denen Datenstationen in ihren Anfangs- bzw. Endzustand versetzt werden. Bei einem Magnetband wird durch `OPEN` beispielsweise auf den Dateianfang vorgespult und durch `CLOSE` eine Endmarke geschrieben.

Mit `READ`, `GET` und `TAKE` werden E/A-Objekte - Daten, die sich in einer Datenstation befinden - in den Hauptspeicher des Rechners geholt, mit `WRITE`, `PUT` und `SEND` zu einer Datenstation transportiert. Wir haben in Kapitel 1.5 gesehen, dass es drei verschiedene Typen von Datenstationen gibt, deshalb die verschiedenen Transportanweisungen. Vorerst werden wir nur `ALPHIC`-Datenstationen benutzen, mit denen Daten in gedruckter Form durch `PUT` und `GET` ausgegeben bzw. eingelesen werden und dabei auch keine Formatlisten verwenden. `TAKE` und `SEND` werden uns dann in Kapitel 4.8 für die Ein-/Ausgabe mit `BASIC`-Prozessdatenstationen dienen. Mit `READ` und `WRITE` macht der Computer Ein-/Ausgaben von Daten, die in den Datenstationen in derselben Form gespeichert sind wie im Hauptspeicher.



Figur 2.3: Ein-/Ausgabeanweisung

Logischerweise können die Datenwerte, die der Computer mit GET, READ oder TAKE einliest, nur in irgendeiner Variablen landen. Die E/A-Objekte aus Figur 2.3 müssen deshalb einfache Variablen oder Teile von Verbunden oder Matrizen sein (Figur 2.4). In letzteren Fällen müssen wir bestimmen, um welchen Teil es sich handeln soll. Wir werden in Kapitel 2.3 lernen, wie man das mit Zugriffsausdrücken macht. Bei Matrizen aus einfachen Variablen dürfen wir jedoch auch alle Werte mit einer einzigen Ein-/Ausgabeanweisung einlesen oder ausgeben, indem wir nur den Matrixnamen nennen.

Eine Matrix, die durch

```
DCL MATRIX (3,4,5) FLOAT;
```

vereinbart worden ist, kann deshalb mit der Anweisung

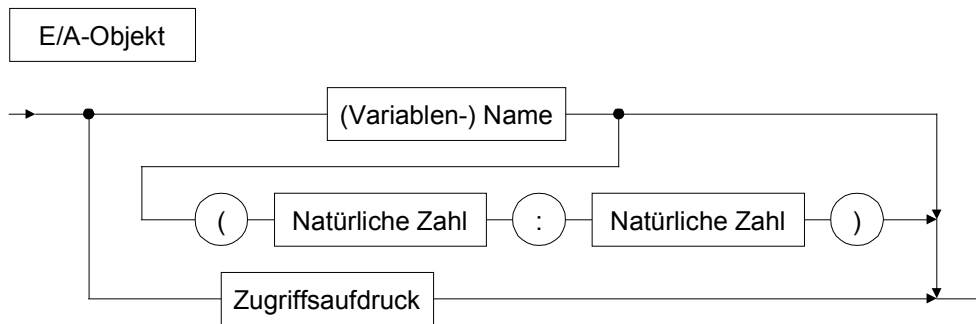
```
PUT MATRIX TO TERMINAL;
```

komplett ausgegeben werden. Dabei werden zunächst die Werte in der ersten Zeile der Reihe nach genommen, dann die der zweiten Zeile usw. Viele PEARL-Systeme lassen es auch zu, ganze Verbunde auf die gleiche Weise einzulesen oder auszugeben, indem man nur den Verbundnamen in der Ein-/Ausgabeanweisung nennt. Ob und wie das gemacht wird, steht dann im Implementationshandbuch.

Figur 2.3 zeigt, dass Ein-/Ausgabeanweisungen auch die Form

```
PUT VEKTOR(3:15) TO TERMINAL;
```

haben dürfen: Mit derartigen Anweisungen werden Ausschnitte aus Vektoren ausgegeben bzw. eingelesen.



Figur 2.4: E/A-Objekt

Wir können jetzt in unserem kleinen Programm verschiedene Variablenwerte mit dem Terminal einlesen und zur Kontrolle ausgeben. Dabei soll gleichzeitig geprüft werden, ob die Sichtbarkeitsregeln aus Kapitel 1.4.2 von unserem PEARL-System befolgt werden. Dazu machen wir aus `TEXT` eine Konstante mit einem entsprechenden Anfangswert.

Bevor wir jedoch die PEARL-Anweisungen in das Programm einsetzen, wollen wir als Kommentar hinschreiben, was wir überhaupt machen wollen (Beisp. 2.1). Erst nachdem wir das Programm auf diese Weise entworfen haben, rücken wir im zweiten Schritt die Kommentare nach rechts und schreiben links den PEARL-Code (Beisp. 2.2). Wir sollten uns dieses Vorgehen, erst mit Hilfe von Kommentaren zu entwerfen, zur Regel machen, weil wir auf diese Weise ein Programm später leichter verstehen und verbessern können. Dadurch gewöhnen wir uns eine unter Programmierern weit verbreitete Unsitte gar nicht erst an, Programme ganz ohne Kommentare zu schreiben. Viele Programmierer fügen Ihre Kommentare auch erst nachträglich hinzu, um damit den Eindruck zu erwecken, das Programm sei sehr sorgfältig geschrieben. Erfahrungsgemäß sind solche nachträglich ergänzten Kommentare jedoch meist ziemlich nichtssagend.

```

MODULE (BEISP);                               /* evtl. Klammern weglassen/  */
/*****
 * Programmbeispiel: Einlesen und Ausgeben von Zahlen
 * Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert
 *****/
SYSTEM;                                       /* Systemteil                */
  TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);                   /* Dation-Benennung          */
PROBLEM;                                     /* Problemteil               */
  LENGTH FLOAT(23);                          /* Genauigkeitsfestlegungen */
  LENGTH FIXED(15);
  SPC TERMINAL DATION INOUT                  /* Dation-Spezifikation      */
    ALPHIC DIM(,) TFU MAX
    FORWARD CONTROL (ALL);
MAIN:TASK;                                   /* Task-Kopf                 */
  DCL ZAHL FLOAT,                            /* Task-lokale               */
    TEXT INV CHAR(30)                        /* Vereinbarungen           */
    INIT('GIB ZAHL EIN: ');                 /*
  /* Eröffne Datenstation */
  /* Lies Zahl ein */
BEGIN;
  DCL ZAHL FIXED,                            /* Block-lokale Vereinbarung */
    /* Lies Zahl ein */
    /* Gib Zahl aus */
END;
  /* Gib Zahl aus */
  /* Schließe Datenstation */
END; /* Task MAIN */
MODEND;
  
```

Beisp. 2.1: Programmentwurf

Zum Einlesen der Zahlen müssen wir erst einen Text auf dem Bildschirm ausgeben, mit dem der Computer sagt, was er erwartet. Wenn diese `PUT`-Anweisungen fehlen würden, bliebe das Programm an der `GET`-Anweisung stehen. Der Benutzer würde sich dann wundern, dass nichts passiert, weil er wahrscheinlich nicht auf die Idee kommen würde, dass er eine Zahl eingeben muss.

```

MODULE (BEISP);                               /*evtl. Klammern weglassen/   *
/*****
* Programmbeispiel: Einlesen und Ausgeben von Zahlen          *
* Version 1.2 / 16.5.84 / Frevert                             *
*****/
SYSTEM;                                        /* Systemteil                */
  TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);                          /* Dation-Benennung          */
PROBLEM;                                       /* Problemteil               */
  LENGTH FLOAT(23);                                /* Genauigkeitsfestlegungen */
  LENGTH FIXED(15);
  SPC TERMINAL DATION INOUT                       /* Dation-Spezifikation      */
    ALPHIC DIM(,) TFO MAX
    FORWARD CONTROL (ALL);
MAIN:TASK;                                     /* Task-Kopf                 */
  DCL ZAHL FLOAT,                                /* Task-lokale               */
    TEXT INV CHAR(30)                            /* Vereinbarungen           */
    INIT('GIB ZAHL EIN: ');
  OPEN TERMINAL;                                 /*Eröffne Datenstation     */
  PUT TEXT TO TERMINAL;                          /* Lies Zahl ein            */
  GET ZAHL FROM TERMINAL;
BEGIN;
  DCL ZAHL FIXED;                                /* Block-lokale Vereinbarung */
  PUT TEXT TO TERMINAL;                          /* Lies Zahl ein            */
  GET ZAHL FROM TERMINAL;
  PUT ' IM BLOCK: ZAHL IST ' ,ZAHL TO TERMINAL;   /* Gib Zahl aus             */
END;
  PUT 'NICHT IM BLOCK: ZAHL IST 'ZAHL TO TERMINAL; /* Gib Zahl aus             */
  CLOSE TERMINAL;                                /* SchlieÙe Datenstation    */
END; /* Task MAIN */
MODEND;

```

Beisp. 2.2: Programm: Einlesen und Ausgeben von Zahlen

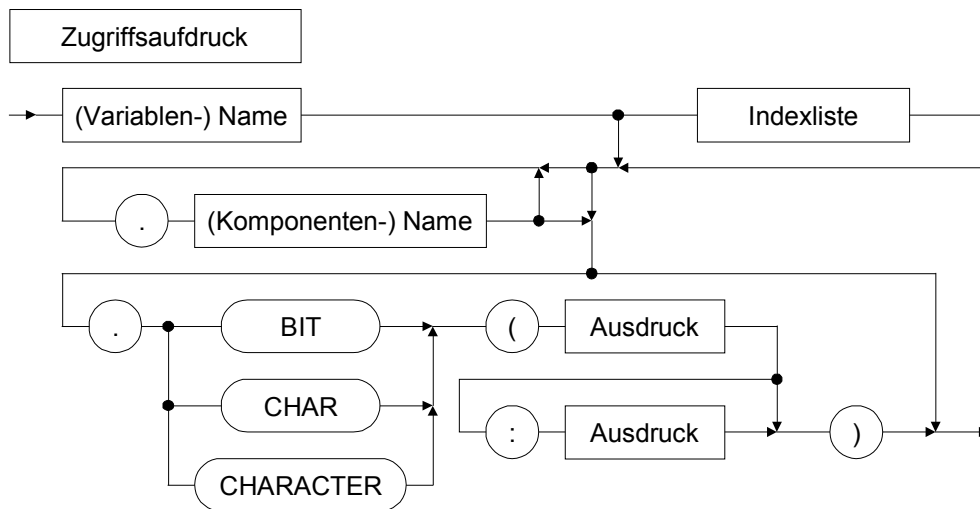
Wenn wir unser Programm jetzt übersetzen und starten, stellen wir fest, dass `TEXT` erwartungsgemäß sowohl außerhalb als auch innerhalb des Blocks bekannt ist. `ZAHL` hingegen kann im Block einen ganz anderen Wert als außerhalb bekommen. Die Vereinbarungen zeigen ja auch, dass es sich um zwei Variablen handelt, die denselben Namen haben.

## 2.3 Zugriffsausdrücke

In Kapitel 2.2 haben wir gelernt, dass wir alle Datenwerte, die in einer zweidimensionalen Matrix zusammengefasst sind, mit einer einzigen `PUT`-Anweisung ausgeben können. Wenn wir hingegen nur auf einen einzigen Wert aus einer derartigen Matrix zugreifen wollen, müssen wir logischerweise den Matrixnamen notieren und angeben, in welcher Zeile und Spalte sich der Wert befindet - wir müssen seine Indizes nennen. Dabei ist es wünschenswert, dass wir die Indizes nicht nur als Zahlenwerte angeben dürfen, sondern dass sie auch das Ergebnis von formelartig geschriebenen Berechnungen - von sogenannten Ausdrücken - sein dürfen (Figur 2.6).

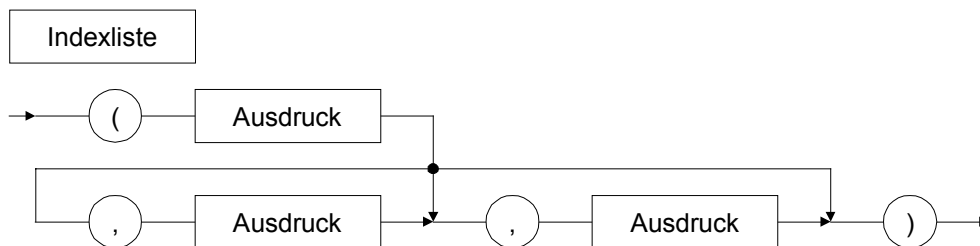
Bei einem Einzelwert aus einem Verbund müssen wir offensichtlich außer dem Verbundnamen auch den Komponentennamen nennen, um auf ihn zugreifen zu können. Schließlich muss es uns

auch möglich sein, mit Hilfe einer entsprechenden Notation auch mit einem einzelnen Zeichen- oder Bitwert oder mit einem Ausschnitt aus einer Zeichen- bzw. Bitkette zu arbeiten.



Figur 2.5: Zugriffsausdruck

Wir wollen eine derartige Notation, die uns den Zugriff auf einen einzelnen Datenwert vermittelt, Zugriffsausdruck nennen. Aus ihr wird ersichtlich, dass wir auch auf zusammenhängende Ausschnitte von Bit- oder Zeichenketten zugreifen dürfen, deren Anfang und Ende mit formelartigen Ausdrücken berechnet werden dürfen.



Figur 2.6: Indexliste

Wenn wir noch einmal die Vereinbarung des Hochregallagers aus Beisp. 1.5 ansehen, können wir jetzt auch Zugriffsausdrücke auf seine einzelnen Bestandteile schreiben. Dabei erinnern wir uns daran, dass die Typdefinition eine abgekürzte Schreibweise für einen Verbund ist. Beisp. 2.3 zeigt die beiden Möglichkeiten für die Vereinbarung des Lagers.

```

TYPE GEGENSTAND STRUCT ( / BESTELLNUMMER FIXED,
                        BEZEICHNUNG CHAR(20),
                        GEWICHT FLOAT / );
TYPE LAGERFACH STRUCT ( / ANZAHL FIXED,
                        ART GEGENSTAND / );
DECLARE HOCHREGALLAGER (6,10,30) LAGERFACH;
DECLARE HOCHREGALLAGER (6,10,30) STRUCT ( /
                        ANZAHL FIXED,
                        ART STRUCT ( /
                        BESTELLNUMMER FIXED,
                        BEZEICHNUNG CHAR(20),
                        GEWICHT FLOAT / ) / );

```

Beisp. 2.3: Gleichwertige Vereinbarungen



Mit

```
HOCHREGALLAGER( 2 , 3 , 15 ) . ART . BESTELLNUMMER
```

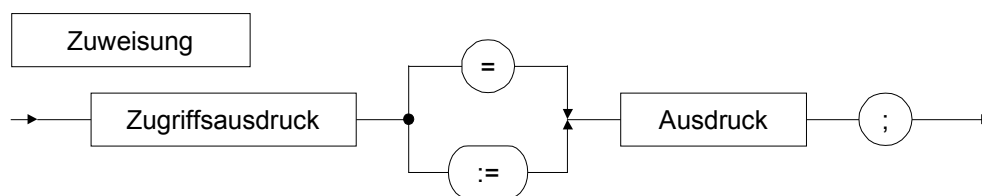
greifen wir deshalb auf die Bestellnummer des Gegenstandes im 2. Regal in der 3. Regalzeile im 15. Fach zu.

```
HOCHREGALLAGER( 2 , 3 , 15 ) . ART . BEZEICHNUNG . CHAR ( 1 : 5 )
```

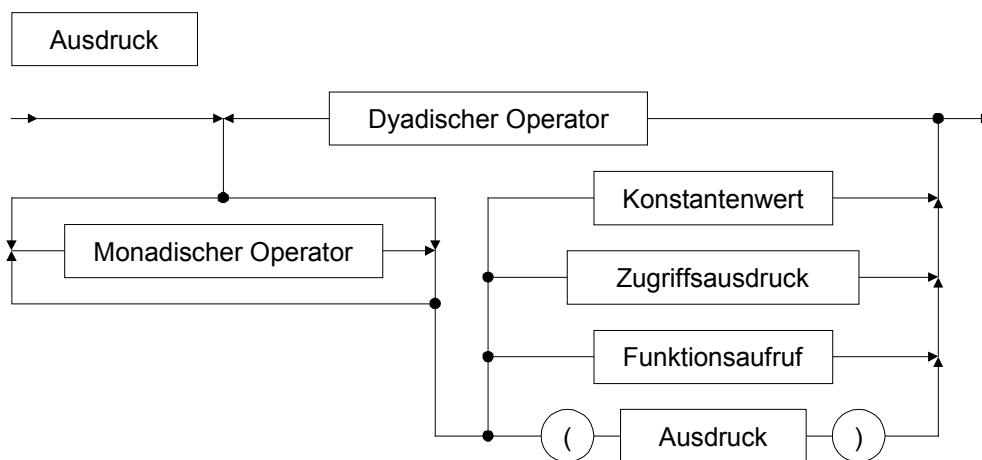
stellt den Zugriffsausdruck auf die ersten 5 Zeilen der Bezeichnung dar.

## 2.4 Wertzuweisungen und Ausdrücke

Wenn wir einer einfachen Variablen einen neu zu berechnenden Wert geben wollen, müssen wir offensichtlich den neuen Wert mit Hilfe einer Formel berechnen, mit Hilfe eines Zugriffsausdrucks auf den alten Wert der Variablen zugreifen und dafür sorgen, dass der alte Wert durch das Rechenergebnis ersetzt wird. Man nennt diesen Vorgang Zuweisung. Bei Matrizen und Strukturen können wir jeweils nur auf einen einzigen Teilwert zugreifen und ihm einen neuen Wert geben.



Figur 2.7: Zuweisung



Figur 2.8: Ausdruck

Die Figuren 2.7 und 2.8 zeigen, wie wir einen derartigen Vorgang in PEARL schreiben müssen. Ohne uns darum zu kümmern, was dyadische oder monadische Operatoren sind, können wir jetzt schon einfache Zuweisungen schreiben, indem wir die einfachsten Formen eines Ausdrucks nehmen - Konstantenwert und Zugriffsausdruck

```
ZAHL:=5; (oder ZAHL=5;)
```

weist einer Variablen `ZAHL` den neuen Wert 5 zu. Es findet sozusagen ein Informationstransport von der rechten Seite des `:=` auf die linke Seite statt.

```
KOPIE=ZAHL
```

bewirkt, dass auf den Wert von `ZAHL` zugegriffen wird und dass dieser Wert jetzt auch neuer Wert

der Variablen KOPIE wird.

```
HOCHREGALLAGER(2,3,15).ART.BESTELLNUMMER:=10;
```

bringt den Zahlenwert in die entsprechende Bestellnummer unserer Lagerdaten.

## 2.5 Operatoren und Typwandlungen

Wir wissen, dass das Minuszeichen Operator genannt wird, weil es ein Symbol für die Ausführung einer Rechenoperation ist. Dabei steht es normalerweise als dyadischer Operator zwischen zwei Operanden. Es kann aber auch als Vorzeichen vor einem einzelnen Operanden benutzt werden. Dann wird es als monadischer Operator bezeichnet.

Im Allgemeinen können wir in PEARL Rechenoperationen so schreiben, wie wir es von der Schulmathematik gewohnt sind. In manchen Fällen werden andere Operatoren benutzt, wenn die mathematische Schreibweise nicht mit den beschränkten Möglichkeiten eines Terminals zu realisieren ist. Dass  $A^{**}B$  "A hoch B" bedeutet, ist schon erwähnt worden. Der Operator für den logischen Vergleich kann EQ oder == geschrieben werden, um ihn von der Zuweisung unterscheiden zu können, die ja mit := oder = notiert wird (Figur 2.7). Es gibt jedoch neben den normalen arithmetischen Operationen noch eine ganze Reihe anderer Rechenmöglichkeiten, deren Operatoren auch in den Tabellen 2.1 bis 2.6 stehen. An die werden wir uns beim Programmieren schnell gewöhnen. Wir müssen zwar wissen, welche Operationen es gibt, brauchen diese Tabellen aber nicht auswendig lernen. In der Praxis sagt uns der Kompilierer, wann wir etwas falsch gemacht haben und nachschlagen müssen. Deshalb wollen wir diese Tabellen jetzt nur kurz besprechen.

Zusätzlich zu den in der Tabelle 2.1 enthaltenen monadischen Operatoren gestatten die meisten Implementationen den Gebrauch der Operationen SIN, COS, TAN, ARCTAN, TANH für die mathematischen Standardfunktionen Sinus, Kosinus, Tangens, Arcustangens, Tangens hyperbolicus sowie SQRT, LN und EXP für die Bildung von Quadratwurzeln, Logarithmen und deren Umkehrfunktion.

Operator	Typ des Operanden	Typ des Ergebnisses	Bemerkungen
+	FIXED (g) FLOAT (g) DURATION	FIXED (g) FLOAT (g) DURATION	Ergebnis identisch mit Operand
-	FIXED (g) FLOAT (g) DURATION	FIXED (g) FLOAT (g) DURATION	Umkehrung des Vorzeichens von A
ABS	FIXED (g) FLOAT (g) DURATION	FIXED (g) FLOAT (g) DURATION	Absolutbetrag von A
SIGN	FIXED (g) FLOAT (g) DURATION	FIXED (g) FLOAT (g) DURATION	E : = 1; für A > 0 E : = 0; für A = 0 E : = -1; für A < 0
NOT	BIT(lg)	BIT(lg)	Umkehrung aller Bitstellen von A
ENTIER	FLOAT	FIXED	E ist größte ganze Zahl, die kleiner als A ist
ROUND	FLOAT	FIXED	Runden auf nächste ganze Zahl (DIN 1333)
TOFLOAT	FIXED	FLOAT	Umwandlung nach FLOAT
TOFIXED	CHAR(1)	FIXED	Umwandlung in eine dem Zeichencode entsprechende FIXED-Zahl

Operator	Typ des Operanden	Typ des Ergebnisses	Bemerkungen
	BIT(lg)	FIXED	code entsprechende FIXED-Zahl Interpretation einer Bitkette als FIXED-Zahl
TOBIT	FIXED	BIT	Interpretation der FIXED-Zahl als Bitkette
TOCHAR	FIXED	CHAR(1)	Umwandlung in Zeichen mit entsprechendem Code

Tabelle 2.1: Monadische Operatoren für E:= Operator A. Mit ihnen gebildete Teilausdrücke werden vor den dyadischen Operationen ausgewertet, wenn diese die Prioritäten 2-7 haben oder wenn sie rechts von Operatoren der Priorität 1 stehen. Bei mehreren monadischen Operatoren hintereinander erfolgt die Auswertung von rechts nach links.

Die Tabellen zeigen die Operatoren in der Reihenfolge ihrer Prioritäten. So geht beispielsweise in längeren Ausdrücken die „Punktrechnung“ Multiplikation und Division vor der "Strichrechnung" Addition und Subtraktion. Selbstverständlich können wir die Reihenfolge durch Klammern ändern.  $5+4 *9+6$  ergibt 47,  $(5+4) * (9+6)$  dagegen 135.

Operation	Typ von A	Typ von B	Ergebnis	Bemerkungen
A**B	FIXED (ga) FLOAT (ga)	FIXED (gb) FIXED (gb)	FIXED (ga) FLOAT (ga)	Bildung der B-ten Potenz von A
A UPB B	FIXED	Matrix	FIXED	E wird obere Grenze der A-ten Dimension von B
A FIT B	FIXED (ga) FLOAT (ga)	FIXED (gb) FLOAT (gb)	FIXED (gb) FLOAT (gb)	Die Genauigkeit von A wird in die von B gewandelt

Tabelle 2.2: Dyadische Operatoren mit erster Priorität. Sie werden nach den rechts von ihnen stehenden monadischen und vor den übrigen dyadischen Operatoren ausgewertet. Wenn mehrere hintereinander stehen, erfolgt die Auswertung von rechts nach links.

Monadische Operationen werden im Allgemeinen vor den dyadischen ausgeführt. Wie bei den dyadischen Operationen der Priorität 1 erfolgt dabei die Auswertung von rechts nach links, wenn mehrere Operatoren hintereinander stehen: Bei `ENTIER TOFLOAT ROUND 5.9` wird erst gerundet, dann in die `FLOAT`-Zahl gewandelt und dann der Nachkommarest gestrichen  $2**3**2$  ergibt 512 nicht etwa 64. Wenn allerdings rechts von einem monadischen Operator noch ein Teilausdruck mit dyadischen Operatoren der Priorität 1 steht, werden die dyadischen Operationen zuerst genommen, damit  $-2**4$  auch -16 ergibt (wie wir gefühlsmäßig annehmen) und nicht etwa +16 wie  $(-2)**4$ .

Deshalb wird der etwas merkwürdig aussehende Ausdruck

```
B EXOR B AND B == F LE F + F * - + - F ** - - F ** - - F
```

von rechts nach links ausgewertet, als ob wir

```
B EXOR(B AND(B==(F LE (F+(F*(-(+(-(F**(-(-(F**(-(-F))))))))))))))
```

geschrieben hätten. Wer Lust hat, kann ja ausrechnen, was sich ergibt, wenn die `FIXED`-Variable `F` und die `BIT(1)`-Variable `B` die Werte 2 bzw. '1'B haben.

Die Vergleichsoperatoren in Tabelle 2.5 liefern den `Bit(1)`-Wert '1'B, wenn die Vergleichsaussage wahr ist, und '0'B bei falsch:  $4==5$  ergibt demnach '0'B.

Operation	Typ von A	Typ von B	Ergebnis	Bemerkungen
A*B	FIXED (ga) FIXED (ga) FLOAT (ga) FLOAT (ga) FIXED (ga) DURATION	FIXED (gb) FLOAT (gb) FIXED (gb) FLOAT (gb) DURATION FIXED	FIXED (ge) FLOAT (ge) FLOAT (ge) FLOAT (ge) DURATION DURATION	Multiplikation  ge ist Maximum von ga und gb
A/B	FIXED (ga) FLOAT (ga) FIXED (ga) FLOAT (ga) DURATION	FIXED (gb) FLOAT (gb) FLOAT (gb) FIXED (gb) FIXED (gb)	FLOAT (ge) FLOAT (ge) FLOAT (ge) FLOAT (ge) DURATION	Division (B / = 0 )  ge ist Maximum von ga und gb
A//B	FIXED (ga)	FIXED (gb)	FIXED (ge)	Division mit Streichen des Rests
AXB A CAT B	CHAR (lga)	CHAR (lgb)	CHAR (lge)	Aneinanderhängen von Zeichenketten

Tabelle 2.3: Dyadische Operatoren mit zweiter Priorität. Bei ihnen und den folgenden Prioritätsstufen erfolgt die Auswertung bei hintereinander stehenden Operationen mit gleicher Priorität von links nach rechts.

Auch für Programmierer, die schon andere Sprachen kennen, dürften die Operationen CAT, SHIFT und CSHIFT für das Aneinanderhängen und Verschieben von Bitketten neu sein. Sie werden in der Prozessdatenverarbeitung benötigt, weil man in Bitketten sehr leicht Kombinationen von Prozesszuständen zusammenfassen und auswerten kann.

Ungewöhnlich ist auch der UPB-Operator. Mit seiner Hilfe können wir feststellen, wie groß die Dimensionen einer Matrix sind, um Programmteile für viele Matrixgrößen universell schreiben zu können. Wenn z.B. eine Matrix durch

```
DCL MATRIX (4,5,6) FLOAT;
```

vereinbart wurde, ergibt 1 UPB MATRIX den Wert 4, 2 UPB MATRIX den Wert 5, 3 UPB MATRIX den Wert 6.

Operation	Typ von A	Typ von B	Ergebnis	Bemerkungen
A+B	FIXED (ga) FIXED (ga) FLOAT (ga) FLOAT (ga) DURATION DURATION CLOCK	FIXED (gb) FLOAT (gb) FIXED (gb) FLOAT (gb) DURATION CLOCK DURATION	FIXED (ge) FLOAT (ge) FLOAT (ge) FLOAT (ge) DURATION CLOCK CLOCK	Addition  ge ist Maximum von ga und gb
A-B	FIXED (ga) FIXED (ga) FLOAT (ga) FLOAT (ga) DURATION CLOCK CLOCK	FIXED (gb) FLOAT (gb) FIXED (gb) FLOAT (gb) DURATION DURATION CLOCK	FIXED (ge) FLOAT (ge) FLOAT (ge) FLOAT (ge) DURATION CLOCK DURATION	Subtraktion  ge ist Maximum von ga und gb
A<>B A CSHIFT B	BIT (lg)	FIXED	BIT (lg)	Zyklische Verschiebung von A um B Bits, nach links, falls BGT 0, sonst nach rechts
A SHIFT B	BIT (lg)	FIXED	BIT (lg)	Verschiebung von A um B

Operation	Typ von A	Typ von B	Ergebnis	Bemerkungen
				Bits; nach links, falls B > 0, sonst nach rechts

Tabelle 2.4: Dyadische Operatoren mit dritter Priorität

In Kapitel 1.5.2 haben wir gelernt, dass die Datentypen `FIXED` und `FLOAT` in einem 16-Bit-Rechner in einem bzw. zwei Rechnerworten gespeichert werden, und dass `FLOAT`-Rechnungen höherer Genauigkeit noch mehr Rechnerworte für die Speicherung eines Datenwertes benötigen. Das bedeutet, dass die Rechenoperation Subtrahieren für jeden Datentyp und für jede Genauigkeit anders ausgeführt werden muss, obwohl sie in einem Ausdruck jeweils durch denselben Operator befohlen wird. Eigentlich dürfte ein dyadischer Operator deshalb nur zwischen Operanden desselben Typs stehen. Weil das aber sehr unbequem wäre, darf man viele dyadische Operatoren auch zwischen Operanden verschiedenen Typs verwenden. Der Rechner passt in solchen Fällen die beiden Operanden aneinander an, indem er vor Ausführung der Rechenoperation bei einem von ihnen eine Typwandlung vornimmt. Dabei wird bei PEARL immer nach dem Grundsatz verfahren, dass keine Information verloren gehen darf. Bei Operanden verschiedener Genauigkeit wird der ungenauere auf die Genauigkeit des anderen gebracht. Bei Vergleichen zwischen `FIXED`- und `FLOAT`-Zahlen werden erstere vorher in `FLOAT`-Zahlen gewandelt. Bit- und Zeichenketten werden rechts durch 0-Bits bzw. Leerzeichen zur Länge der anderen, längeren Kette ergänzt. Wenn man `FIXED`- oder `FLOAT`-Zahlen vor einer Rechenoperation auf eine andere Genauigkeit anpassen will, kann man das durch den dyadischen `FIT`-Operator tun (Tabelle 2.2).

Operation	Typ von A	Typ von B	Ergebnis	Bemerkungen
A <= B A LE B	FIXED(ga) FIXED(ga) FLOAT(ga) FLOAT(ga) CLOCK DUR	FIXED(gb) FLOAT(gb) FIXED(gb) FLOAT(gb) CLOCK DUR	Bit (1)	E:='1'B, falls A kleiner oder gleich B, sonst E:='0'B; vorher Anpassung auf größere Genauigkeit
A < B A LT B	wie A LE B		Bit(1)	E:='1'B, falls A kleiner als B
A > B A GT B	wie A LE B		Bit(1)	E:='1'B, falls A größer als B
A >= B A GE B	wie A LE B		Bit(1)	E:='1'B, falls A größer oder gleich B
folgt Priorität 5				
A == B A EQ B	wie A LE B CHAR(lga) BIT(lga)	CHAR(lgb) BIT(lgb)	BIT(1)	E:='1'B, falls A gleich B, sonst E:='0'B
A /= B A NE B	wie A LE B CHAR(lga) BIT(lga)	CHAR(lgb) BIT(lgb)	BIT(1)	E:='1'B, falls A ungleich B,

Tabelle 2.5: Dyadische Operatoren mit Priorität 4 und 5. Vor Ausführung der Vergleiche wird der ungenauere der Operanden auf die Genauigkeit des anderen gebracht. Bit- und Zeichenketten werden entsprechend rechts mit 0-Bits bzw. Leerzeichen aufgefüllt.

Bei manchen Rechenoperationen haben die Ergebnisse einen anderen Typ als die Operanden. Die Subtraktion zweier Uhrzeiten ergibt eine Zeitdauer, die Division zweier `FIXED`-Zahlen einen `FLOAT`-Wert, wenn man nicht ausdrücklich die `FIXED`-Division durch `//` wünscht, bei der der Divisionsrest weggestrichen wird. In den Tabellen 2.1 bis 2.6, in denen die in Basis-PEARL verwendbaren Operatoren aufgeführt sind, stehen deshalb bei jedem Operator die Datentypen der

## Operanden und der Resultate.

Manchmal werden wir Operanden von einem Typ in den anderen wandeln müssen. Dazu dienen die monadischen Operatoren `ENTIER`, `ROUND`, `TOFLOAT`, `TOFIXED`, `TOBIT` und `TOCHAR` in Tabelle 2.1. Bei den drei ersten muss der Computer bei der Typwandlung echt rechnen. Bei den drei letzten braucht er nur Bitketten im Hauptspeicher anders zu interpretieren. Ihre Wirkung hängt deshalb von der Art und Weise ab, wie `FIXED` und `CHAR`-Werte beim jeweiligen Computer im Hauptspeicher dargestellt sind und ist daher implementationsabhängig.

Operation	Typ von A	Typ von B	Ergebnis	Bemerkungen
A AND B	BIT(lga)	BIT(lgb) folgt Priorität 7	BIT(lge)	Logisches Und
A OR B	BIT(lga)	BIT(lgb)	BIT(lge)	Logisches Oder
A EXOR B	BIT(lga)	BIT(lgb)	BIT(lge)	Logisches Ungleich

Tabelle 2.6: Dyadische Operatoren mit Priorität 6 und 7. Verschieden lange Bitketten werden durch Ergänzung der kürzeren mit 0-Bits rechts auf gleiche Länge gebracht. Danach erfolgt die Operation für jede Bitstelle.

Tabelle 2.5 zeigt beispielsweise, dass von den Vergleichsoperatoren nur `==` und `/=` (bzw. `EQ` und `NE`) zwischen Daten vom Typ `CHAR` stehen dürfen. Eine Zeichenkette kann ja auch nicht größer oder kleiner als eine andere sein, sondern ein einzelner Buchstabe kann höchstens weiter vorn oder hinten im Alphabet stehen. Wo genau, kann uns ein Programmstückchen sagen, das wir normalerweise unter Benutzung von `==` oder `/=` schreiben müssen, wenn wir alphabetisch sortieren wollen. (In Full PEARL könnten wir uns für derartige Aufgaben eigene neue Operatoren definieren.) Falls wir es jedoch nur mit Grossbuchstaben ohne `Ä`, `Ö` und `Ü` zu tun haben, können wir sie vor einer Vergleichsrechnung mit dem `TOFIXED`-Operator in `FIXED`-Zahlen wandeln. Wenn unser Rechner den genormten ASCII-Code verwendet, ergibt sich von A bis Z (ohne `Ä`, `Ö`, `Ü`) eine monotone Zahlenfolge. (Sicherheitshalber sollten wir das jedoch anhand des Implementationshandbuchs nachprüfen.)

Es muss deshalb gelten

```
TO FIXED GROSSBUCHSTABE GE TOFIXED 'A'
AND TO FIXED GROSSBUCHSTABE LE TOFIXED 'Z'
```

wenn die `CHAR(1)`-Variable `GROSSBUCHSTABE` einen Großbuchstabencode enthält. Entsprechend können wir durch die Zuweisung

```
STELLUNG: TOFIXED GROSSBUCHSTABE - TOFIXED 'A' + 1;
```

feststellen, an welcher Stelle der Wert der `CHAR`-Variable `GROSSBUCHSTABE` im Alphabet der Grossbuchstaben steht.

Den Operator `TOCHAR` verwendet man übrigens, wenn Steuerzeichen an ein Terminal gesendet werden müssen, die keinem Druckzeichen entsprechen.

Mit dem bisher Gelernten können wir jetzt ein interessantes kleines Beispielprogramm schreiben. Wir nehmen das Beispiel 2.2 und schreiben nur die Task neu (Beisp. 2.4). Mit diesem Programm können wir die Rechengenauigkeit unseres Computers testen, indem wir die Zahlen 1 und `E7` addieren, Mit der Genauigkeit `LENGTH FLOAT(23)` müsste sich `1.000000E+07` ergeben, weil die Rechengenauigkeit für das richtige Ergebnis `1.0000001E+07` nicht ausreicht. Wenn wir die Vereinbarungen so ändern, dass wir `FIXED`-Zahlen addieren, können wir ausprobieren, was die Addition von 30000 und 30000 ergibt. Bei `LENGTH FIXED(15)` müsste ein Überlauf passieren, je nach Computertyp wird dann ein Fehler gemeldet oder das Ergebnis wird völlig falsch als `-27233`

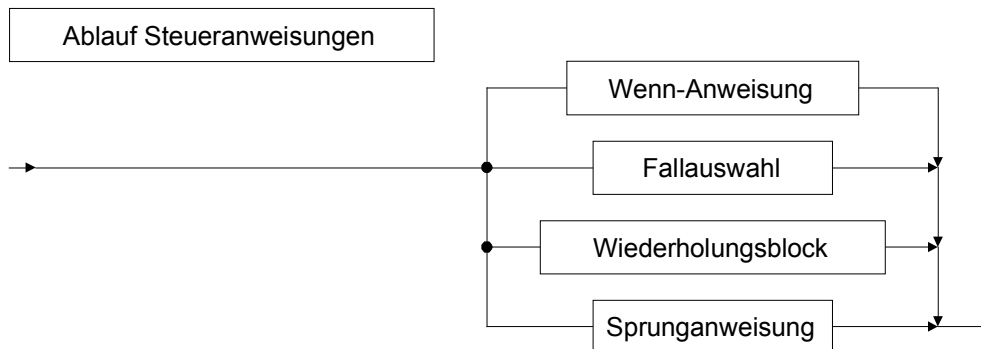
ausgegeben.

```
MAIN TASK;
/*****
 * Die Task dient zum Einlesen und Addieren zweier Zahlen          *
 * Version 1.1 / 16.5.84 / Frevvert                                *
 *****/
DCL (ERSTE,ZWEITE,SUMME) FLOAT;          */ Vereinbarung          */
OPEN TERMINAL                          */
PUT 'ERSTER SUMMAND. ' TO TERMINAL;     */ Einlesen der          */
GET ERSTE FROM TERMINAL;                */ Summanden            */
PUT 'ZWEITER SUMMAND. ' TO TERMINAL;
GET ZWEITE FROM TERMINAL ;
SUMME:=ERSTE + ZWEITE;                  */ Addition            */
PUT 'DIE SUMME IST: ',SUMME TO TERMINAL; */ Resultatausgabe     */
PUT 'PROGRAMM BEENDET' TO TERMINAL;
CLOSE TERMINAL;
END;
```

Beisp. 2.4: Einlesen und Addition zweier FLOAT-Zahlen

## 2.6 Ablauf-Steueranweisungen

Bisher sind wir in unseren kurzen Beispielen stillschweigend von der Voraussetzung ausgegangen, dass die Anweisungen unserer Tasks in der Reihenfolge nacheinander ausgeführt werden, in der sie niedergeschrieben sind. Die Ablauf-Steueranweisungen geben uns die Möglichkeit, dieses sture Schema zu durchbrechen. Figur 2.9 zeigt, dass es dazu vier Möglichkeiten gibt: Die Wenn-Anweisung, bei der der Computer entscheidet, auf welche von zwei Arten er seine Arbeit fortsetzt, die Fall-Auswahl, bei der es beliebig viele Möglichkeiten der Programmfortsetzung geben kann, Wiederholungsblock, dessen Anweisungen so lange wiederholt werden, wie es sich als notwendig erweist, und die Sprunganweisung. Bevor wir sie im einzelnen ansehen, wollen wir uns jedoch eine kleine Abschweifung vom Thema PEARL gestatten.



Figur 2.9: Ablauf-Steueranweisung

Die meisten Menschen wollen heute noch nicht wahrhaben, dass Computer im Prinzip auch schlauer als ein Mensch werden können. Sie können nämlich lernen, wenn man sie entsprechend programmiert. Und weil sie Informationen sehr viel zuverlässiger speichern können als wir, und weil sie einmal gespeicherte Informationen auch sehr viel schneller wiederfinden und auswerten können, kann das dazu führen, dass sie schließlich auf speziellen Gebieten dem Menschen, der sie programmiert hat, sogar überlegen sind.

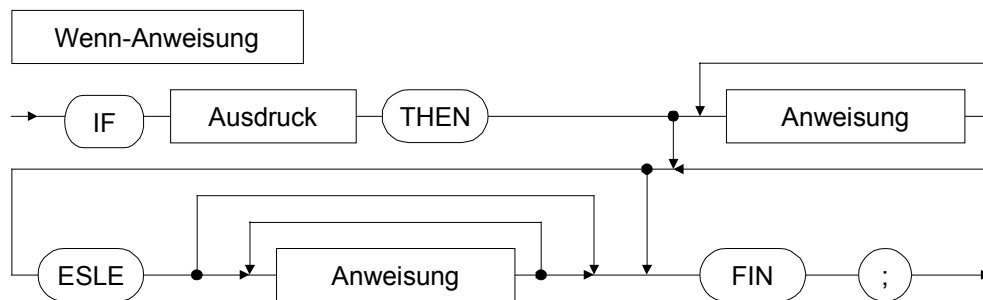
Sie sind dazu fähig, weil sie Tätigkeiten beliebig oft wiederholen können, und weil sie aufgrund früher gewonnener Information Entscheidungen treffen können, ob sie auf die eine oder andere Weise mit ihrer Arbeit fortfahren. Es sind also genau die Ablauf-Steueranweisungen, die diesen

Keim für künstliche Intelligenz legen.

Man macht übrigens bisher von der Lernfähigkeit von Computern nur sehr selten Gebrauch. Beim Lernen besteht ja immer die Gefahr, dass man etwas Falsches lernt, und das könnte gerade bei der Steuerung technischer Prozesse katastrophale Folgen haben. Trotzdem sind die Ablauf-Steueranweisungen wichtiger als alle anderen Anweisungsarten, auch wenn sie "nur" dazu benutzt werden, einem lernunfähigen System vorzuschreiben, wie es im Einzelfall entscheiden soll.

### 2.6.1 Alternativen im Programmablauf

Sowohl die Wenn-Anweisung (Figur 2.10) als auch die Fall-Auswahl (Figur 2.11) dienen dazu, von Bedingungen abhängig zu machen, wie ein Programm fortgesetzt werden soll. Beide enden mit einem FIN, hinter dem dann das Programm wieder normal fortgesetzt wird.



Figur 2.10: Wenn-Anweisung

Bei der Wenn-Anweisung `IF..THEN..ELSE..FIN` wird dabei eine von zwei Alternativen ausgewählt. Welche von beiden, wird durch einen Ausdruck zwischen `IF` und `THEN` festgelegt, der einen `BIT(1)`-Wert als Ergebnis hat. Nur wenn dieses Ergebnis '1'B oder "wahr" ist, wird mit den Anweisungen hinter `THEN` fortgefahren. Hinter dem `ELSE` dürfen ebenfalls beliebig viele Anweisungen stehen. Die `ELSE`-Alternative darf aber auch ganz fehlen. Dann wird entweder die `THEN`-Alternative ausgeführt (falls der Ausdruck hinter `IF` "wahr" ist) oder sofort hinter dem `FIN` fortgefahren.

Als Beispiel wollen wir unser Programm aus Beisp. 2.4 hinter der Zeile `SUMME := ERSTE + ZWEITE;` ergänzen: Wenn keiner der Summanden 0 ist und trotzdem die Summe genau so groß wie ein Summand, dann soll der Computer melden, dass seine Rechengenauigkeit für die Rechnung nicht ausreichend ist. Sonst soll er das Ergebnis noch einmal ausgeben (Beisp. 2.5). Dabei schreiben wir übrigens in dem Vergleich `ERSTE/=0.0` und nicht `ERSTE/=0`, weil dadurch der Computer schon während der Übersetzung erkennt, dass die Null eine `FLOAT`-Konstante ist und sie dementsprechend speichert. Bei der Schreibweise `0` würde er sie als `FIXED`-Konstante speichern und müsste sie bei der Auswertung des Ausdruckes `ERSTE/=0` vorher in eine `FLOAT`-Zahl umwandeln und dadurch bei Ausführung des Programms unnötig Rechenzeit verbrauchen.

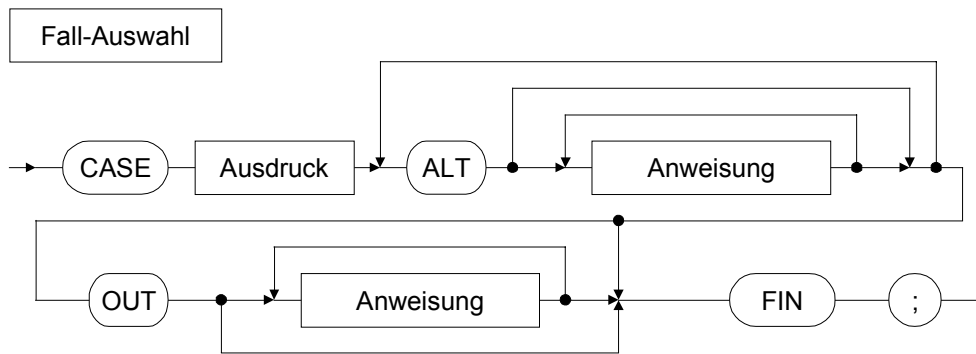
```

IF (ERSTE/=0.0 AND SUMME==ZWIETENS) /* wenn Ergebnis falsch          */
  OR (ZWEITE/=0.0 AND SUMME==ERSTE)
  THEN                               /* dann melde Fehler          */
    PUT 'RECHENGENAUGIGKEIT UNZUREICHEND' TO TERMINAL;
  ELSE                               /* sonst gib Ergebnis       */
    PUT 'DIE SUMME IST: ',SUMME TO TERMINAL;
FIN;

```

Beisp. 2.5: Beispiel für Wenn-Anweisung





Figur 2.11: Fall-Auswahl

Bei der Fall-Auswahl `CASE..ALT..ALT..ALT...OUT..FIN` müssen wir uns die verschiedenen Alternativen durchnummeriert denken. Der Ausdruck hinter `CASE` muss deshalb eine `FIXED-Zahl` als Ergebnis haben. Je nachdem, ob er eine 1, eine 2, eine 3 usw. ergibt, wird die 1., 2., 3. bzw. eine der folgenden Alternativen genommen. Die hinter `OUT` stehenden Alternativen werden ausgeführt, wenn keine zugehörige Alternative da ist. Wir sollten es uns jedoch zur Regel machen, ihn immer hinzuschreiben, auch wenn wir denken, es könnte eigentlich nichts schief gehen.

Als Beispiel wollen wir unser Programm noch einmal ergänzen. Es soll jetzt gemeldet werden, ob die erste, die zweite oder beide eingegebene Zahlen 0 waren, oder ob sie beide von 0 verschieden waren (Beisp. 2.6).

```

CASE  ABS  SIGN  ERSTE                               /* Berechnung, welcher */
      + 2*ABS SIGN  ZWEITE+1                          /* Fall zutrifft      */
  ALT/*1*/
    PUT 'BEIDE ZAHLEN WAREN 0' TO TERMINAL;
  ALT/*2*/
    PUT 'ERSTE ZAHL WAR 0' TO TERMINAL;
  ALT/*3*/
    PUT 'ZWEITE ZAHL WAR 0' TO TERMINAL;
  ALT/*4*/
    PUT 'BEIDE ZAHLEN /=0' TO TERMINAL;
  OUT
    PUT 'FALSCH PROGRAMMIERT' TO TERMINAL;
FIN;

```

Beisp. 2.6: Fall-Auswahl

Wir können diese Teilaufgabe übrigens auch mit Hilfe ineinander geschachtelter Wenn-Anweisungen programmieren (Beisp. 2.7).

```

IF ERSTE == 0 THEN
  IF ZWEITE== 0 THEN
    PUT 'BEIDE ZAHLEN WAREN 0' TO TERMINAL;
  ELSE
    PUT 'ERSTE ZAHL WAR 0' TO TERMINAL;
  FIN;
ELSE
  IF ZWEITE==0 THEN
    PUT 'ZWEITE ZAHL WAR 0' TO TERMINAL;
  ELSE
    PUT 'BEIDE ZAHLEN /=0' TO TERMINAL;
  FIN;
FIN;

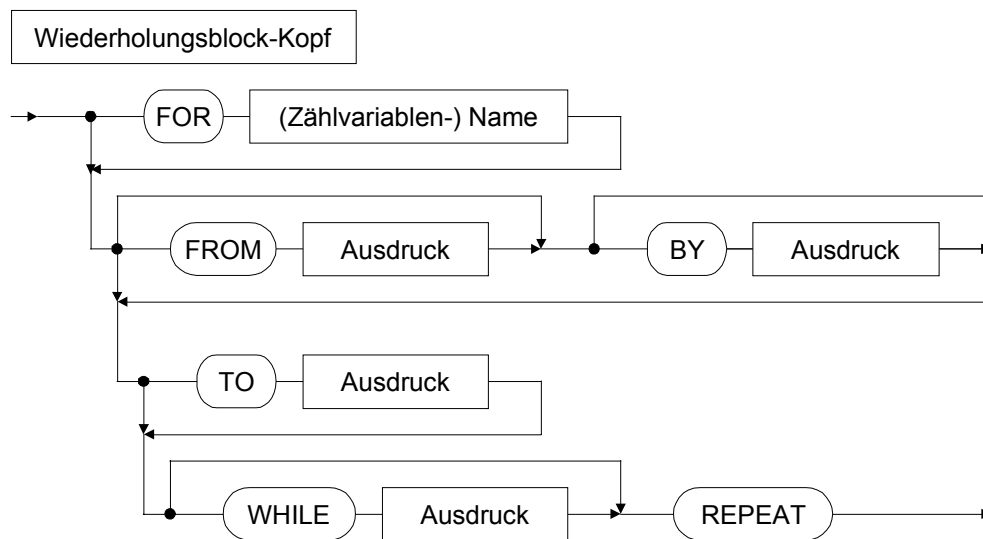
```

Beisp. 2.7: Ineinander geschachtelte Wenn-Anweisungen statt der Fall-Auswahl von Beisp. 2.6

Der Programmabschnitt Beisp. 2.7 zeigt übrigens auch, dass derartige Schachtelungen einigermaßen übersichtlich bleiben, wenn man ihre einzelnen Teile entsprechend einrückt. Dabei wollen wir uns zur Regel machen, dass ein `FIN` stets genau so weit eingerückt wird, wie das zugehörige `IF` oder `CASE`.

## 2.6.2 Wiederholungen im Programmablauf

In Kapitel 1.4.1 haben wir gesehen, dass einer der in PEARL möglichen "schwarzen Kästen" der Wiederholungsblock ist. Mit den anderen Blockarten hat er gemeinsam, dass die in ihm vereinbarten Objekte von außen nicht sichtbar sind. Alle in einem Wiederholungsblock enthaltenen Anweisungen werden so oft wiederholt, wie in seinem Blockkopf angegeben ist (Figur 2.12). Die Ausdrücke hinter `FOR`, `BY` und `TO` müssen dabei `FIXED`-Werte als Ergebnisse liefern, der Ausdruck hinter `WHILE` einen `BIT(1)`-Wert.



Figur 2.12: Wiederholungsblock-Kopf

Der erste Wiederholungsblock in Beisp. 2.8 setzt alle Komponenten eines Vektors 0. D.h. wenn wir nicht hinschreiben, von wo an und mit welcher Schrittweise gezählt werden soll (`FROM..BY..`), wird die Zählung mit 1 begonnen und jeweils um 1 erhöht.

Im zweiten Beispiel für einen Wiederholungsblock wollen wir annehmen, dass eine eindimensionale Matrix `ZAHLEN` mit 100 `FLOAT`-Zahlen vereinbart worden ist. Wir wollen feststellen, an welcher Stelle die erste Null steht und deren Index in die ebenfalls vereinbarte Variable `NULLINDEX` schreiben. Der Wiederholungsblock für die Erledigung dieser Suchaufgabe steht ebenfalls in Beisp. 2.8.

```
FOR I TO 1 UPB MATRIX REPEAT
  MATRIX(I) := 0;
END;

NULLINDEX := 1;
FOR INDEX TO 1 UPB ZAHLEN WHILE ZAHLEN(INDEX) /= 0.0 REPEAT
  NULLINDEX := INDEX + 1;
END;
NULLGEFUNDEN := NULLINDEX LE 1 UPB ZAHLEN;
```

Beisp. 2.8: Wiederholungsblöcke

Der PEARL-Wiederholungsblock hat einige Besonderheiten, die wir uns genau merken müssen:

Die Zählvariable brauchen wir nicht zu deklarieren; das bloße Hinschreiben nach dem `FOR` gilt als Vereinbarung. Aus diesem Grunde ist sie außerhalb des Wiederholungsblocks unbekannt (Stichwort "schwarzer Kasten"). Wenn wir ihren Wert aus irgendeinem Grunde später außerhalb des Blockes brauchen, müssen wir ihn an eine außerhalb vereinbarte Variable (im Beispiel ist das `NULLINDEX`) zuweisen.

Im zweiten Teil von Beisp. 2.8 wird die Wiederholung abgebrochen, wenn entweder die 0 gefunden ist oder die Matrix ergebnislos bis zum Ende durchsucht wurde. Deshalb muss nach Verlassen dieses "schwarzen Kastens" geprüft werden, was denn nun wirklich in ihm passiert ist. Das geschieht in der letzten Zeile.

In manchen anderen Programmiersprachen kann man den Abbruch einer Wiederholung erzwingen, indem man in ihr der Zählvariablen einen Zahlenwert zuweist, der den Höchstwert, bis zu dem gezählt werden soll, übertrifft. In PEARL ist dieser schmutzige Trick verboten: Beisp. 2.9 zeigt einen Wiederholungsblock und darunter ein Programmstück, das genau so abläuft, wie ein PEARL-System den Wiederholungsblock ausführt. Wir sehen, dass eine Änderung von `ZAEHLVARIABLE` vom Kompilierer als Fehler gemeldet werden muss, weil `ZAEHLVARIABLE` in dem Programmstück durch das Schlüsselwort `INV` in der Vereinbarung als unveränderlich deklariert ist. Das Beispiel zeigt außerdem, dass auch Zuweisungen an die Variablen `SCHRITTWEITE` oder `ZAEHLGRENZE` keinen Einfluss auf die Zahl der Wiederholungen hätte, wenn wir sie innerhalb des Wiederholungsblocks machen würden.

```
FOR ZAEHLVARIABLE BY SCHRITTWEITE TO ZAEHLGRENZE REPEAT
.
.
END;

BEGIN
  DCL ZAEHLREGISTER FIXED INIT (1),
      SCHRITTREGISTER FIXED INIT(SCHRITTWEITE),
      GRENZREGISTER FIXED INIT(ZAEHLGRENZE);
  WHILE ZAEHLREGISTER LE GRENZREGISTER REPEAT
    DCL ZAEHLVARIABLE INV FIXED INIT (ZAEHLREGISTER);
    .
    .
    ZAEHLREGISTER :=ZAEHLREGISTER+SCHRITTREGISTER;
  END;
END;
```

Beisp. 2.9: Wiederholungsblock und äquivalenter Begin-Block

Im einfachsten Falle besteht der Blockkopf aus dem einen Schlüsselwort `REPEAT`. Dann wird der Wiederholungsblock unendlich oft wiederholt, wenn er nicht durch eine Sprunganweisung, die wir im nächsten Kapitel kennen lernen werden, verlassen wird.

In der "normalen" Datenverarbeitung sind unendliche Wiederholungen schwere Programmfehler. Wir werden sie in unseren Echtzeitprogrammen jedoch manchmal anwenden, wenn der Rechner unendlich oft auf irgendein Ereignis reagieren soll.

```
FERTIG:='0'B;
WHILE NOT FERTIG REPEAT
.
  GET ZAHL FROM TERMINAL;
  FERTIG:=ZAHL==0;
.
END;
```

Beisp. 2.10: Wiederholungsblock mit `WHILE`

Beisp. 2.10 zeigt eine nützliche Form von Wiederholungsblöcken, die mit `WHILE` beginnt. Irgendwo in dem Wiederholungsblock wird dann eine Zuweisung stehen, in der `FERTIG '1'B` gesetzt wird, beispielsweise, wenn beim Einlesen von Zahlen Schluss gemacht wird, falls eine 0 gelesen wurde.

Bei derartigen Programmstücken müssen wir allerdings darauf achten, dass wir die Anweisung `FERTIG:='0'B` vor dem Wiederholungsblock nicht vergessen. Das wäre insofern ein ziemlich hässlicher Fehler, weil `FERTIG` sonst beim Programmtest zufällig den Wert `'0'B` haben kann und alles in Ordnung zu sein scheint. Im Ernstfall kann `FERTIG` dann ebenso zufällig den Wert `'1'B` haben, so dass der Block gar nicht durchlaufen wird.

Wenn wir nicht sicher sind, dass die `Bit(1)`-Variable `FERTIG` in Beisp. 2.10 wirklich innerhalb des Blockes den Wert `'1'B` bekommen wird, können wir eine "Notbremse" hinzufügen (Beisp. 2.11).

```
FERTIG:='0'B;
TO 10000 WHILE NOT FERTIG REPEAT
```

Beisp. 2.11: `WHILE`-Wiederholung mit "Notbremse"

Derartige Notbremsen sollten wir vor allem bei Näherungsrechnungen immer verwenden, bei denen mit der Wiederholung Schluss gemacht werden soll, wenn die Näherung genau genug ist. Dabei kann uns der Rechner den Streich spielen, dass er infolge seiner Rechengenauigkeiten gar nicht so genau rechnen kann, wie wir es wünschen, und ohne die Notbremse bleibt er dann ewig in der Wiederholung.

```
MAIN: TASK;
/******
 * Die Task dient zum Einlesen, Sortieren und Addieren          *
 * von Zahlen                                                  *
 * Version 1.1 / 16.05.84 / Frevert                            *
 *****/
/* Vereinbarungen                                             */
/* Lies die Zahlen ein und bestimme ihre Anzahl                */
/* Sortiere die Zahlen in aufsteigender Reihenfolge           */
/*   der Absolutbeträge                                        */
/* Addiere die Zahlen und gib ihre Summe aus                  */
END; /* Task MAIN */
```

Beisp. 2.12: Erster Entwurf für einer Task zur Addition von Zahlen sehr unterschiedlicher Größe

Als längeres Beispiel wollen wir jetzt eine Task entwerfen und programmieren, in dem `FLOAT`-Zahlen nach der Größe ihres Absolutbetrags sortiert werden, bevor ihre Summe gebildet wird (Beisp. 2.12): Wir wissen ja, dass unser Rechner falsch rechnet, wenn wir viele kleine Zahlen zu einer sehr großen Zahl addieren. Wenn wir hingegen erst die kleinen Zahlen addieren - Kleinvieh macht auch Mist - und erst zum Schluss die großen, bekommen wir mit Sicherheit ein genaueres Ergebnis.

Die Sortieraufgabe wollen wir dabei mit einem Verfahren erledigen, das nicht so schnell wie andere, dafür aber einfach ist. Wir wollen immer zwei aufeinander folgende Zahlen miteinander vergleichen und miteinander vertauschen, wenn der Betrag der ersten größer als derjenige der zweiten ist. Beim ersten Durchgang durch unsere Zahlen werden wir auf diese Weise die größte Zahl ganz an den Schluss schaffen, beim zweiten die zweitgrößte usw., so dass wir jedes Mal ein Zahlenpaar weniger untersuchen müssen. Dabei wollen wir uns merken, ob eine solche Vertauschung stattgefunden hat. Wenn das nämlich nicht der Fall war, stehen die Zahlen in der gewünschten Reihenfolge, und wir sind fertig. Wenn die Zahlen zu Anfang jedoch zufällig genau andersherum sortiert sind, müssen wir so lange wiederholen, bis nur noch eine Zahl übrig ist. Für jemanden, der schon etwas Programmiererfahrung hat, wird möglicherweise der Programmentwurf (Beisp. 2.13) klarer sein als diese Beschreibung.

```

MAIN: TASK;
/*****
 * Die Task dient zum Einlesen, Sortieren und Addieren
 * von Zahlen
 * Version 1.2 / 16.05.84 / Frevert
 *****/
/* Vereinbarungen
/* Lies die Zahlen ein und bestimme ihre Anzahl
/* Sortiere die Zahlen in aufsteigender Reihenfolge
      der Absolutbeträge, d.h.
/* Wiederhole, während mehr als eine Zahl zu sortieren ist
      und Zahlen vertauscht wurden
/* Gehe die Zahlen durch und bringe sie paarweise
      durch Vertauschen in die richtige Reihenfolge
/* Lass die jeweils letzte Zahl aus dem Spiel
END;/* Sortierwiederholung
/* Addiere die Zahlen und gib ihre Summe aus
END;/* Task MAIN */

```

### Beisp. 2.13: Vervollständigter Entwurf

In Beisp. 2.14 ist zunächst nur das Sortieren programmiert worden. Das Einlesen und Summieren wollen wir im nächsten Kapitel behandeln. Programmierneulinge sollten sich das Vertauschen gut ansehen. Es ist klar, dass man einen der zu vertauschenden Werte erst in HILFSPLATZ retten muss, weil er sonst durch die folgende Zuweisung verloren gehen würde.

```

MAIN: TASK;
/*****
 * Die Task dient zum Einlesen, Sortieren und Addieren
 * von Zahlen
 * Version 1.3 / 16.05.84 / Frevert
 *****/
DCL ZAHLEN (100) FLOAT, /* Vereinbarungen
      (ANZAHL,
      RESTANZAHL) FIXED,
      VERTAUSCHT BIT(1),
      HILFSPLATZ FLOAT;
/* Lies die Zahlen ein und bestimme ihre Anzahl
/* Sortiere die Zahlen in aufsteigender Reihenfolge
      der Absolutbeträge, d.h.
RESTANZAHL:=ANZAHL; /* Alle gelesenen Zahlen
VERTAUSCHT:='1'B; /* Wiederhole, während
WHILE RESTANZAHL GT 1 /* mehr als eine zu sort.
      AND VERTAUSCHT REPEAT /* und Zahlen vertauscht
/* Gehe die Zahlen durch und bringe sie paarweise
      durch Vertauschen in die richtige Reihenfolge
VERTAUSCHT:='0'B; /* noch nicht vertauscht
FOR INDEX FOR RESTANZAHL-1 REPEAT /* Anzahl der Paare
      IF ABS ZAHLEN(INDEX) /* Wenn 1. Zahl
      GT ABS ZAHLEN(INDEX+1) /* größer als zweite
      THEN
      HILFSPLATZ:=ZAHLEN(INDEX); /* Vertausche
      ZAHLEN(INDEX):=ZAHLEN(INDEX+1);
      ZAHLEN(INDEX+1):=HILFSPLATZ;
      VERTAUSCHT:='1'B; /* Merke es Dir
      FIN;
END; /* paarweises Vertauschen */
RESTANZAHL:=RESTANZAHL-1 /* Lass die jeweils letzte
/* aus dem Spiel
END;/* Sortierwiederholung */

```

```

/* Addiere die Zahlen und gib ihre Summe aus */
END; /* Task MAIN */

```

Beisp. 2.14: Task mit Sortieralgorithmus

### 2.6.3 Die Sprunganweisung

Mit der Sprunganweisung (Figur 2.13) können wir dem Computer befehlen, von irgendeiner Stelle des Programms zu einer anderen Anweisung zu springen, vor der ein Sprungmarkenname steht (siehe Figur 2.1). Sie ist bei manchen "Experten" sehr beliebt, weil sie mit ihrer Hilfe Programme schreiben können, die sie selbst kaum und andere gar nicht mehr verstehen. Weil es uns darauf ankommen soll, Programme zu schreiben, die leicht zu verstehen und zu verbessern sind, wollen wir sie nur in einem Falle verwenden, nämlich, um aus Wiederholungen heraus an deren Ende zu springen.



Figur 2.13: Sprunganweisung

```

/* Lies die Zahlen ein und bestimme ihre Anzahl */
OPEN TERMINAL;
PUT 'BEENDE ZAHLENEINGABE MIT EINGABE VON 0' TO TERMINAL;
ANZAHL:= 1 UPB ZAHLEN /* Höchstanzahl */
FOR I TO 1 UPB ZAHLEN REPEAT
  PUT 'GIB ZAHL: ' TO TERMINAL;
  GET ZAHLEN(I) FROM TERMINAL;
  IF ZAHLEN(I) EQ 0.0 THEN
    ANZAHL:=I-1;
    GOTO EINLESEENDE;
  FIN
END;

```

Beisp. 2.15: Task mit Sortieralgorithmus

Dazu wollen wir als Beispiel die beiden Teile unseres Programms aus Beisp. 2.14 nehmen, in der die Zahlen eingelesen und summiert werden. Die Vereinbarungen zeigen uns, dass wir maximal 1100 Zahlen einlesen und addieren könnten. Wenn wir weniger als 100 Zahlen eingeben würden, müsste der Computer einen Fehler melden. Da wir erst in Kapitel 6.1 lernen werden, wie wir auf solche Meldungen reagieren können, wollen wir festhalten, dass unter den zu addierenden Zahlen keine 0 vorkommen darf und dass nach der letzten gültigen Zahl eine 0 eingegeben werden soll, wenn es weniger als 100 sind. In diesem Falle müssen wir die Anzahl der eingelesenen Zahlen notieren und die Einlese-Wiederholung abbrechen (Beisp. 2.15). Wir wollen jetzt auch nicht mehr ganz so viele Kommentare einfügen, wie in unseren ersten Beispielen, denn allmählich sollten wir einfache Anweisungen auch so verstehen.

Den Sprungmarkennamen haben wir dabei vor eine Leeranweisung gesetzt. Das ist in Hinsicht auf spätere Programmänderungen besser, als wenn wir ihn vor die im Beisp. 2.14 folgende Anweisung geschrieben hätten.

Dass wir vor Beginn der Wiederholung `ANZAHL:=1 UPB ZAHLEN`, also gleich der Komponentenanzahl unseres Vektors `ZAHLEN` gesetzt haben, hat dabei folgenden Grund: Der Wiederholungsblock ist ja ein schwarzer Kasten, der entweder verlassen wird, wenn eine 0 eingelesen wurde, oder wenn die Aufnahmekapazität unseres Vektors einfach erschöpft ist. In letzterem Falle würde der Computer einfach aufhören anzufordern, dass wir eine Zahl eingeben.

Deshalb würde die Wenn-Anweisung mit dem Sprung nie zum Zuge kommen, und Anzahl hätte einen undefinierten Wert, wenn wir nicht entsprechend Vorsorge getroffen hätten. (Erfahrene Programmierer hätten diesen Wert von Anzahl gleich im Wiederholungsblock-Kopf verwendet, damit der Computer 1 UPB ZAHLEN nicht zweimal zu berechnen braucht.)

```
/* Lies die Zahlen ein und bestimme ihre Anzahl */
OPEN TERMINAL;
PUT 'BEENDE ZAHLENEINGABE MIT EINGABE VON 0' TO TERMINAL;
ANZAHL:= 1 UPB ZAHLEN          /* Höchstanzahl          */
FERTIG:='0'B;                 /* nicht vergessen!! */
FOR I TO 1 UPB ZAHLEN WHILE FOT FERTIG REPEAT
  PUT 'GIB ZAHL: ' TO TERMINAL;
  GET ZAHLEN(I) FROM TERMINAL;
  FERTIG:=ZAHLEN(I) EQ 0.0;
  IF FERTIG THEN
    ANZAHL:=I-1;
  FIN;
END;
```

Beisp. 2.16: Variante von Beisp. 2.15 ohne Sprunganweisung

Auch diesen Wiederholungsblock hätten wir übrigens ohne Sprunganweisung programmieren können (Beisp. 2.16). Aus den in Kapitel 2.6.2 erwähnten Gründen ist eine derartige Schleife jedoch nicht ungefährlich. Selbst dem besten Programmierer passiert es leicht, dass er vergisst, zuvor FERTIG:='0'B zu setzen. Besonders achten sollten wir auf die Zeilen in der Wiederholung mit der Zuweisung an FERTIG und dem darauffolgenden IF FERTIG. Ein Anfänger würde hier mit Sicherheit doppelt moppeln und statt IF FERTIG schreiben IF FERTIG EQ '1'B.

Zur besseren Übung wollen wir jetzt auch noch das Summieren und die Ausgaben der Summe als Wiederholung programmieren (Beisp. 2.17).

```
/* Addiere die Zahlen und gib ihre Summe aus */
SUMME:=0:0;
FOR I TO ANZAHL REPEAT
  SUMME:=SUMME + ZAHLEN (I);
END;
PUT 'DIE SUMME DER ZAHLEN IST: ',SUMME TO TERMINAL;
CLOSE TERMINAL;
```

Beisp. 2.17: Summierwiederholung

### 3. Prozeduren

In unserem Task-Entwurf aus Beisp. 2.12 kommen die drei Tätigkeiten Einlesen, Sortieren und Summieren von Zahlen vor. Wir können uns gut vorstellen, dass diese Programmstücke auch in anderen Programmen und für andere Programmierer von Nutzen sein könnten. Nur werden dort wahrscheinlich die Zahlen in einem Vektor mit einem anderen Namen als ZAHLEN stehen.

Es wäre deshalb sehr praktisch, wenn wir die zu den freien Tätigkeiten gehörenden Programmstücke so zusammenfassen würden, dass sie auch mit Variablen anderen Namens arbeiten. Genau das erreichen wir dadurch, dass wir sie zu Prozeduren machen. Wir können damit den Grundstock für eine Prozedur-Bibliothek schaffen, die uns und unseren Mitarbeitern später die Entwicklung neuer Programme sehr erleichtern wird, weil wir große Teile von Programmieraufgaben einfach dadurch erledigen werden, dass wir auf Prozeduren aus unserer Prozedur-Bibliothek zurückgreifen.

Wir werden in späteren Kapiteln sehen, dass uns Prozeduren nicht nur auf diese Weise unsere Arbeit erleichtern. Durch sie sind wir auch imstande, Programme zu schreiben, die weniger fehleranfällig sind und uns dadurch Mühe bei Test und Wartung ersparen.

Schließlich bieten uns Prozeduren noch einen anderen Vorteil: Sie sind der Inbegriff von "schwarzen Kästen", die eine Arbeit erledigen, ohne dass wir genau wissen müssen, wie sie das im Einzelnen tun. Wir können deshalb das Innenleben von Prozeduren verbessern, ohne dass das Rückwirkungen auf die übrigen Teile unseres Programms hat. Der Sortier-Algorithmus in Beisp. 2.14 ist beispielsweise nicht besonders schnell. Es gibt schnellere, kompliziertere Methoden zum Sortieren. Wenn wir ihn zum Inhalt einer Prozedur machen, können wir ihn später ohne große Umstände durch einen besseren ersetzen.

Diese Vorgehensweise ist sehr wichtig bei der Entwicklung großer Programmsysteme. Bei ihnen weiß man meistens von vornherein nicht genau, wo später Engpässe in Schnelligkeit oder Speicherbedarf auftreten werden. Andererseits wäre es Unsinn, Mühe in komplizierte Methoden zu investieren, wenn einfachere Lösungen ausreichend sind. Die Verwendung von Prozeduren gibt uns hier die Möglichkeit, zunächst einen einfachen Prototyp zu entwickeln und diesen nur an den durch Ausprobieren erkannten Schwachstellen zu verbessern.

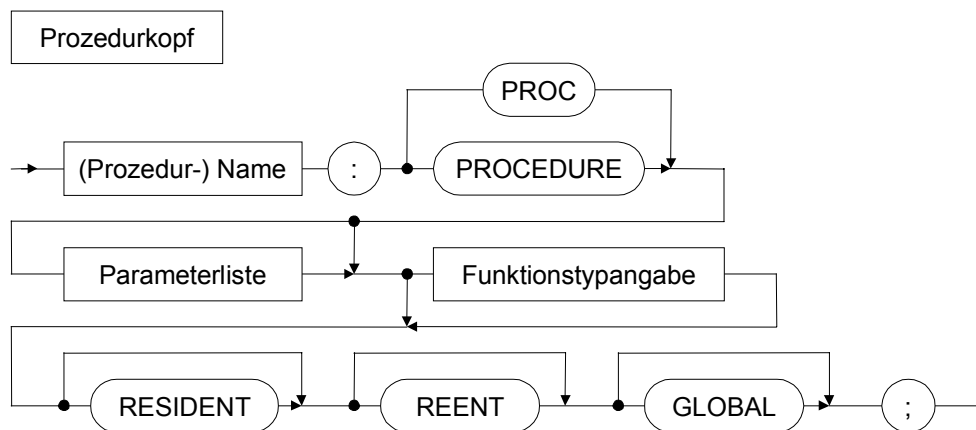
#### 3.1 Übernahme von Parameterwerten und Parameternamen

Figur 3.1 zeigt, wie ein Prozedurkopf aufgebaut werden muss. Wenn wir zunächst Parameterliste und Funktionstypangabe weglassen - wir werden sie in den nächsten Kapiteln behandeln - kann ein Prozedurkopf

```
ENDEMELDUNG: PROC RESIDENT REENT GLOBAL;
```

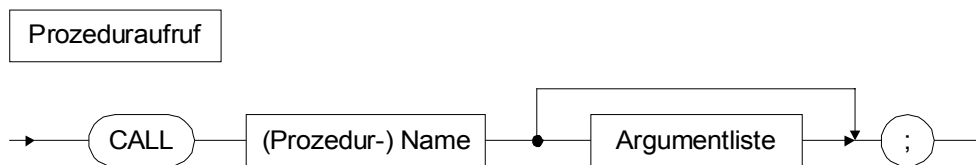
lauten. Das Schlüsselwort `RESIDENT` kennen wir bereits. Auch hier stellt es die Aufforderung an den Rechner dar, die Prozedur möglichst immer im Hauptspeicher zu halten. Wenn es fehlt, darf die Prozedur auf einen Massenspeicher kopiert werden, falls sie zwischendurch nicht benutzt wird, damit ihre frühere Stelle im Hauptspeicher für andere Programmteile verwendet werden kann. Dadurch entsteht die Möglichkeit, ein Stück Hauptspeicher nacheinander für viele verschiedene nicht residente Prozeduren zu verwenden, wenn diese im Programmablauf nicht gleichzeitig gebraucht werden. Dabei müssen wir allerdings den Nachteil in Kauf nehmen, dass es Zeit kostet, die Prozeduren vom Massenspeicher in den Hauptspeicher zu übertragen.





Figur 3.1: Prozedurkopf

Das Schlüsselwort `REENT` werden wir im Prozedurkopf verwenden, wenn eine Prozedur von vielen verschiedenen Tasks gleichzeitig benutzt werden soll. Es ist die Abkürzung für `reentrant` (wiederbetretbar). Wir werden darüber in Kapitel 6.3 lesen.



Figur 3.2: Prozeduraufruf

Das Schlüsselwort `GLOBAL` schließlich kennen wir schon aus dem Task-Kopf (Figur 1.11). Es bedeutet, dass die Prozedur im ganzen Programm global bekannt sein soll, also auch in anderen Modulen.

```

ENDEMELDUNG: PROC RESIDENT REENT GLOBAL; /* Prozedurkopf */
/* *****
 * Die Prozedur meldet das Programmende
 * Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert
 * ***** */
PUT 'TASK BEENDET' TO TERMINAL;
END; /* Prozedur ENDEMELDUNG */

MAIN: TASK;
.
.
.
CALL ENDEMELDUNG; /* Prozeduraufruf */
CLOSE TERMINAL;
END; /* Task MAIN */

```

Beisp. 3.1: Programmausschnitt: Prozedur und ihr Aufruf. Die aufrufende Task wird nach Ausführung der Prozedur mit der Anweisung fortgesetzt, die auf den Aufruf folgt.

In unseren bisherigen Programmbeispielen hat die Task am Schluss gemeldet, dass sie mit ihrer Arbeit fertig war. Wir werden später Programme mit mehreren Tasks schreiben und von jeder die Beendigung anzeigen lassen. Deshalb wird es zweckmäßig sein, das durch eine Prozedur machen zu lassen. Sie muss laut Figur 1.5 vor unserer Task im Modul stehen. Die Task selbst kann sie durch einen Prozeduraufruf (Figur 3.2) veranlassen, in Tätigkeit zu treten (Beispiel 3.1). Nach

Ausführung der Prozedur wird die Task mit der Anweisung fortgesetzt, die auf den Aufruf folgt. Die übrigen Teile unseres Programms bleiben so, wie wir sie bereits aus den Beispielen kennen.

```
MELDUNG: PROC RESIDENT REENT GLOBAL;          /* Prozedurkopf          */
/* *****
* Die Prozedur gibt einen Text aus          *
* Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert          *
***** */
DCL TEXT CHAR(30);
PUT TEXT TO TERMINAL;
END; /* Prozedur MELDUNG */
```

### Beisp. 3.2: Einfache Textausgabeprozedur

Unsere Prozedur ENDEMELDUNG vermag nur eine einzige, immer gleiche Meldung auszugeben. Es wäre sicher zweckmäßiger, eine Prozedur MELDUNG zu haben, die es uns ermöglicht, beliebige Texte auszugeben. Sie müsste etwa die Form von Beisp. 3.2 haben.

```
MELDUNG: PROC (TEXT CHAR(30) ) RESIDENT REENT GLOBAL;          */
/* *****
* Die Prozedur gibt einen Text aus          *
* Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert          *
***** */
PUT TEXT TO TERMINAL;
END; /* Prozedur MELDUNG */
```

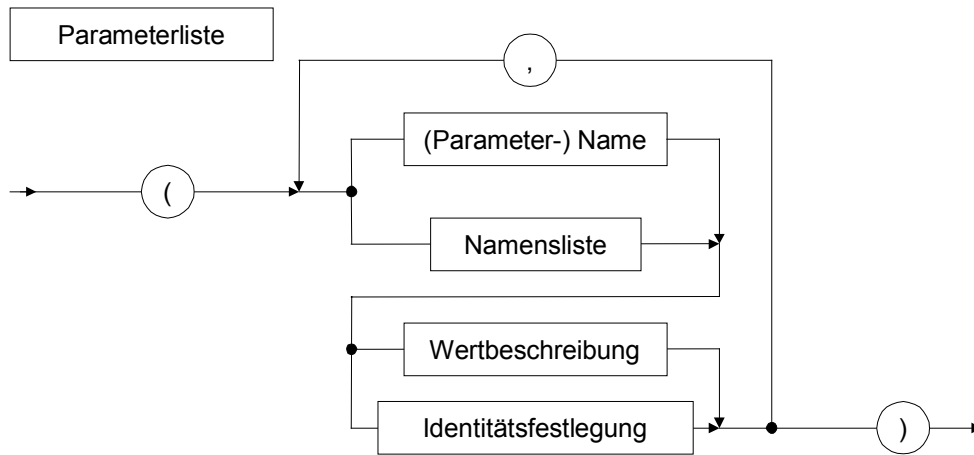
### Beisp. 3.3: Textausgabeprozedur mit Parameter

Bleibt das Problem wie eine Task, die diese Prozedur aufruft, genau den Text in die Variable TEXT hineinbekommt, den die Prozedur ausgeben soll. Wegen der Sichtbarkeitsregeln ist ja TEXT außerhalb der Prozedur unsichtbar und kann deshalb von dort auch nicht verändert werden. Wir dürfen TEXT deshalb nicht als normale Variable vereinbaren, sondern wir müssen festlegen, dass TEXT ein Objekt ist, das von außen her verändert werden kann - nämlich ein Parameter der Prozedur. Wir streichen deshalb die Vereinbarung von TEXT in Beisp. 3.2 und führen TEXT stattdessen in der Parameterliste des Prozedurkopfs auf. Dabei beschreiben wir das Objekt TEXT genauso, wie wir es in der Vereinbarung getan haben (Beisp. 3.3). TEXT ist damit ein CHAR(30) - Objekt geworden, das bei jedem Aufruf einen anderen Wert bekommen kann, der jeweils in der Argumentliste des Aufrufs stehen muss. Der kann beispielsweise

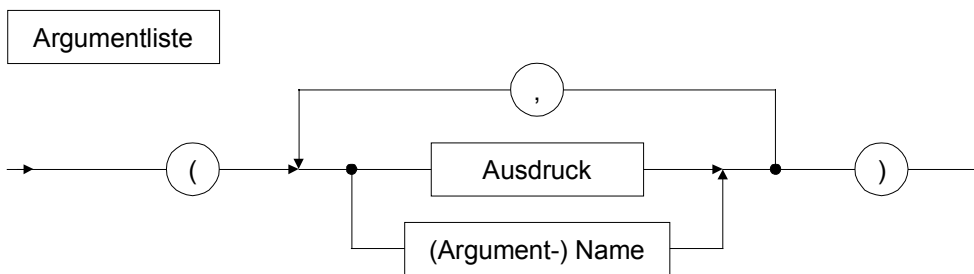
```
CALL MELDUNG('TASK BEENDET');
```

lauten.

Der Syntax-Graph Figur 3.3 zeigt uns, dass wir in einer Parameterliste beliebig viele Parameter aufführen dürfen. In den Argumentlisten der Aufrufe müssen dann genau so viele Argumente stehen, und zwar in derselben Reihenfolge wie die zugehörigen Parameter. Außerdem müssen Argumente und Parameter genau zueinander passen.



Figur 3.3: Parameterliste



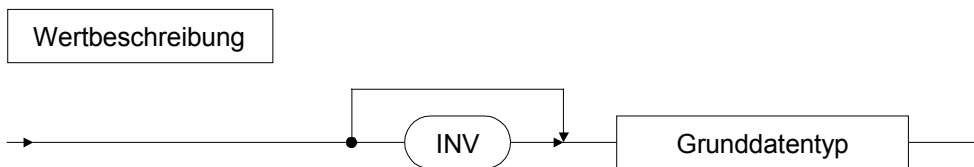
Figur 3.4: Argumentliste

Figur 3.3 zeigt uns, dass hinter Parameternamen Wertbeschreibungen oder Identitätsfestlegungen in den Parameterlisten stehen müssen. Entsprechend müssen nach Figur 3.4 die zugehörigen Argumente Ausdrücke oder Namen sein. Wir wollen uns zunächst mit Wertbeschreibungen beschäftigen. In Beisp. 3.3 ist eine solche benutzt. Das bedeutet, dass als Argumente nur Ausdrücke (die ja Werte liefern) verwendet werden dürfen. In Kapitel 2.4 haben wir gelesen, dass Ausdrücke aus einem Konstantenwert bestehen dürfen.

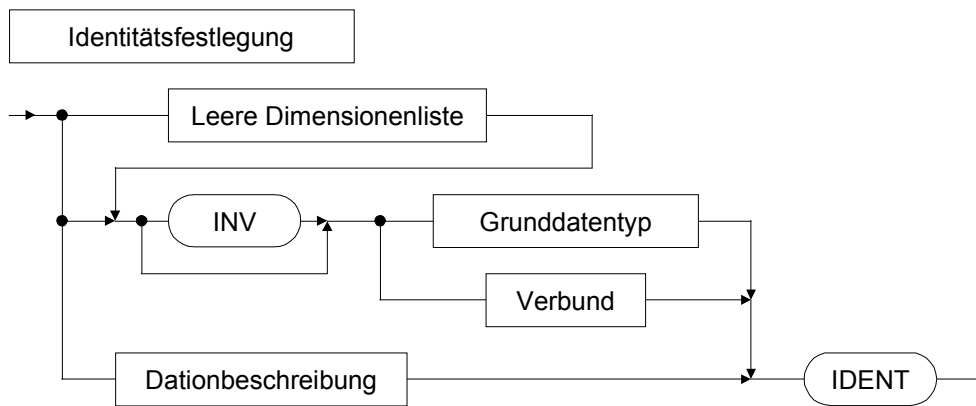
Insofern ist der Prozeduraufruf

```
CALL MELDUNG('TASK BEENDET');
```

einwandfrei.



Figur 3.5: Wertbeschreibung



Figur 3.6: Identitätsfestlegung

```

DCL MELDUNGSTEXT CHAR(30);
.
.
MELDUNGSTEXT:='TASK MAIN BEENDET';
CALL MELDUNG(MELDUNGSTEXT);
  
```

Beisp. 3.4: Prozeduraufruf mit Variablennamen als Argument

```

BEGIN
  DCL TEXT CHAR(30);
  TEXT:=MELDUNGSTEXT;
  PUT TEXT TO TERMINAL;
END;
  
```

Beisp. 3.5: Begin-Block, der einer Prozedur mit Wertübergabe entspricht

Selbstverständlich können wir als Ausdruck auch einen Zugriffsausdruck verwenden, indem wir als Argument den Namen der Variablen nennen, auf deren Wert zugegriffen werden soll (Beisp. 3.4). Dieser Prozeduraufruf wird so ausgeführt, als ob an seiner Stelle der Begin-Block aus Beisp. 3.5 stände, d.h., der durch den Zugriffsausdruck MELDUNGSTEXT gewonnene Variablenwert wird in die Prozedur kopiert. Man sagt deshalb auch, dass ein Aufruf mit Wertübergabe stattgefunden habe.

```

MELDUNG: PROC (TEXT CHAR(30) IDENT) RESIDENT REENT GLOBAL;
  PUT TEXT TO TERMINAL;
END;

BEGIN
  PUT TEXT MELDUNGSTEXT TO TERMINAL;
END;
  
```

Beisp. 3.6: Prozedur mit Namensübergabe des Parameters und Wirkungsweise der Namensübergabe in einem der Prozedur-äquivalenten Begin-Block; der Parametername TEXT wird durch den Argumentnamen MELDUNGSTEXT ersetzt.

Statt der Wertbeschreibung dürfen wir im Kopf unserer Prozedur jedoch auch eine Identitätsfestlegung hinter den Parameter 'TEXT' schreiben. Figur 3.6 zeigt uns, dass wir dazu nur IDENT hinter die Typangabe des Parameters zu schreiben brauchen (Beisp. 3.6). IDENT (Abkürzung von identical) sagt aus, dass der Parametername TEXT identisch mit einem entsprechenden Namen in der Argumentliste sein soll. D.h., der Prozeduraufruf

```
CALL MELDUNG(ENDEMELDUNG);
```

wird so ausgeführt, als ob wir stattdessen den Begin-Block in Beisp. 3.6 in unser Programm geschrieben und dabei den Variablennamen `TEXT` durch den Variablennamen `MELDUNGSTEXT` ersetzt hätten. Man spricht in einem solchen Falle von einem Aufruf mit Namensübergabe.

Den wichtigsten Unterschied zwischen Wertübergabe und Namensübergabe erkennen wir, wenn wir die Prozedur mit Wertübergabe und die fast gleiche Prozedur mit Namensübergabe betrachten (Beisp. 3.7). Beide können mit

```
CALL ZUWEISUNG(MELDUNGSTEXT);
```

aufgerufen werden. Bei Wertübergabe würde dadurch quasi der erste Begin-Block ausgeführt werden. Die Variable `MELDUNGSTEXT`, deren Name als Zugriffsausdruck im Aufruf steht, würde durch die Zuweisung in der Prozedur offensichtlich nicht geändert. Ganz anders ist es bei Namensübergabe; hier lautet der äquivalente Begin-Block so, wie der zweite Block ganz unten in Beisp. 3.7. Die Variable `MELDUNGSTEXT` hat deshalb nach Ausführung der Prozedur den neuen Wert, der ihr in der Prozedur zugewiesen wurde.

```
CALL ZUWEISUNG(MELDUNGSTEXT);          /* Aufruf                */
*****
ZUWEISUNG:=PROC(TEXT CHAR(30));        /* Wertübergabe         */
  TEXT:=' IRGENDWAS ' ;
END;

BEGIN                                  /* Dem CALL gleichwertiger */
  DCL TEXT CHAR(30);                  /* Block                 */
  TEXT:=MELDUNGSTEXT;                 /* Kopieren des Argumentwerts */
  TEXT:=' IRGENDWAS ' ;
END;
*****
ZUWEISUNG:=PROC(TEXT CHAR(30) IDENT);  /* Namensübergabe       */
  TEXT:=' IRGENDWAS ' ;
END;

BEGIN                                  /* Dem CALL äquivalenter Block*/
  TEXT MELDUNGSTEXT:=' IRGENDWAS ' ;
END;
```

Beisp. 3.7: Zwei Prozeduren, die eine mit Wertübergabe, die andere mit Namensübergabe. Darunter jeweils die äquivalenten Begin-Blöcke, die einem Aufruf `CALL ZUWEISUNG(MELDUNGSTEXT)` äquivalent sind.

Durch Namensübergabe wird also die Möglichkeit geschaffen, in einer Prozedur auf eine Variable zuzugreifen, die in dem anderen "schwarzen Kasten" vereinbart wurde, der die Prozedur aufruft. Wegen der Sichtbarkeitsregeln (Kapitel 1.4.1) ist das anders unmöglich. Wir werden die Namensübergabe deshalb immer dann verwenden, wenn eine Prozedur den Wert eines Arguments ändern soll.

Wir können die Parameter einer Prozedur in drei Klassen einteilen: Eingabeparameter, welche die Prozedur nicht verändert und deren Werte sie als Grundlage für Berechnungen benötigt, Ausgabe-parameter, die nach Ausführung der Prozedur ihre Ergebnisse enthalten, und transistente Parameter, die zunächst Eingabedaten und nach Ausführung der Prozedur Ergebnisse enthalten.

Wir werden Eingabeparameter mindestens dann durch den Zusatz `INV` (Figuren 3.5 und 3.6) als invariabel kennzeichnen, wenn es sich um Namensübergabe handelt. Falls dann innerhalb der Prozedur versucht wird, sie zu ändern, wird schon der Compiler bei der Übersetzung eine Fehlermeldung abgeben. Die Konstanz der zugehörigen Argumente gilt nur innerhalb der Prozedur. Außerhalb bleiben Argumente, die als Variable vereinbart worden sind, jedoch änderbar. Bei Aufruf eines "schwarzen Kastens" Prozedur sind wir dadurch sicherer, dass unsere kostbaren Daten ihre alten Werte behalten und nicht "aus Versehen" verändert werden.

Bei genauerer Betrachtung von Figur 1.20 hätte uns eigentlich auffallen müssen, dass einzelne Komponenten eines Verbundes auch durch INV zu Konstanten erklärt werden dürfen. Bis jetzt hat das keinen Sinn gemacht, denn weil wir Verbunden in Basis-PEARL bei der Vereinbarung keine Anfangswerte geben können, würden derartige Teile nie einen vernünftigen Wert bekommen. Jetzt sehen wir den Zweck ein: In einer Parameterliste können wir gewisse Verbundkomponenten gegen Veränderungen schützen und andere veränderbar lassen.

Bei Eingabeparametern haben Namensübergabe und Wertübergabe beide ihre Vor- und Nachteile. Die Wertübergabe hat den Vorteil, dass als Argumente beliebig lange Ausdrücke verwendet werden können, während wir bei Namensübergabe eben nur Namen notieren dürfen. Wir dürfen unsere Prozedur z.B. bei Wertübergabe auch mit `CALL MELDUNG('FEHLER AN VENTIL' CAT TOCHAR(VENTILNR*+TOFIXED'0'))`; aufrufen, wenn VENTILNR eine der Zahlen zwischen 0 und 9 ist. (Bei der Auswertung des Ausdrucks wird zunächst das Zeichen 0 in die FIXED-Zahl umgewandelt, die seinem Bit-Code entspricht. Die Addition einer einstelligen Zahl und Rückwandlung in einen Zeichencode ergibt dann bei praktisch allen Rechnern den Zeichencode der Zahl VENTILNR, der schließlich an den links stehenden Text angehängt wird.)

Bei Variablen, die viele Speicherworte belegen, kann die Rechenzeit für die Übergabe eines Parameterwerts in eine Prozedur um Größenordnungen höher sein als für die Übergabe des Parameternamens. Obwohl in Basis-PEARL (im Unterschied zu Full PEARL) keine Matrizen und Verbunde als Werte in eine Prozedur übergeben werden können, müssen wir bei der Programmierung von Echtzeitprogrammen daran denken: Eine CHAR(132)-Variable, die einer Druckerzeile entspricht, belegt mindestens 66 16-Bit-Speicherworte und benötigt deshalb auch entsprechend viel Rechenzeit fürs Kopieren, während bei der Namensübergabe normalerweise nur die Nummer eines Speicherworts kopiert werden muss.

```

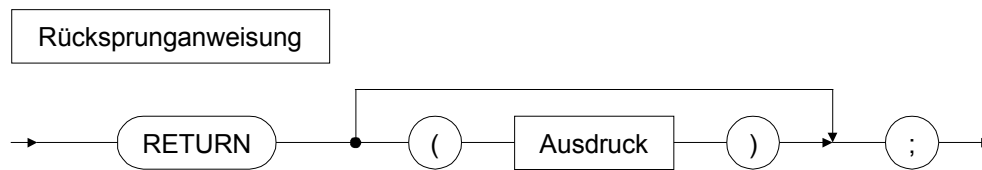
SORTIEREN: PROC (ZAHLEN ( ) FLOAT IDENT; ANZAHL FIXED);
  /*****
   * Die Prozedur sortiert ANZAHL Zahlen in der Reihenfolge
   * der Absolutbeträge
   * Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert
   *****/
DCL RESTANZAHL FIXED,
     HILFSPLATZ FLOAT,
     VERTAUSCHT BIT(1);
RESTANZAHL:=ANZAHL;          /* Alle Zahlen          */
VERTAUSCHT:='1'B;          /* Wiederhole während  */
WHILE RESTANZAHL GT 1      /* mehr als 1 Zahl übrig */
  AND VERTAUSCHT REPEAT   /* und vertauscht wurde */
  /* Gehe die Zahlen durch und bringe sie paarweise
     durch Vertauschen in die richtige Reihenfolge
  VERTAUSCHT:='0'B;      /* noch nicht vertauscht */
  FOR INDEX TO RESTANZAHL-1 REPEAT /* Anzahl der Paare    */
    IF ABS ZAHLEN(INDEX) /* Wenn erste Zahl     */
      GT ABS ZAHLEN(INDEX+1) /* größer als zweite  */
    THEN
      HILFSPLATZ:=ZAHLEN(INDEX); /* Vertausche          */
      ZAHLEN(INDEX):=ZAHLEN(INDEX+1);
      ZAHLEN(INDEX+1):=HILFSPLATZ;
      VERTAUSCHT:='1'B; /* Merke es Dir       */
    FIN;
  END; /* paarweises Vertauschen */
  RESTANZAHL:=RESTANZAHL-1; /* Lass die jeweils letzte
                             /* Zahl aus dem Spiel  */

  END; /* Sortierwiederholung */
END; /* Prozedur SORTIEREN */

```

Beisp. 3.8: Prozedur zum Sortieren von Zahlen nach der Größe des Absolutbetrags

Beisp. 3.8 ist eine Kopie eines Teiles von Beisp. 2.14, in der die Sortieranweisungen der Task zu einer Prozedur zusammengefasst worden sind. Wir können natürlich auch das Einlesen der Daten zu einer Prozedur machen. Dabei dürfen wir sogar die Datenstation als Parameter verwenden (Beisp. 3.9).



Figur 3.7: Rücksprunganweisung

Statt wie im ursprünglichen Programmteil Beisp. 2.15 über das Ende des Wiederholungsblocks an das natürliche Ende der Prozedur zu springen, können wir hier erstmals Gebrauch von der Rücksprunganweisung RETURN (Figur 3.7) machen. Sie bewirkt, dass die Prozedur sofort beendet wird.

```
ZAHLENLESEN: PROC (ANFORDERUNG CHAR(15),
                   WERTE () FLOAT IDENT,
                   MENGE FIXED IDENT,
                   DIALOGGERAET DATION INOUT ALPHIC DIM(, )
                   TFU MAX FORWARD CONTROL(ALL) IDENT;
/* *****
 * Die Prozedur liest Zahlenwerte aus DIALOGGERAET in eine *
 * eindimensionale Matrix WERTE ein und zählt die MENGE *
 * bis zur ersten 0 *
 * Version 1.1 / 16.5.84 / Frevort *
 ***** */
PUT 'EINGABEGERAET DURCH 0-EINGABE' TO DIALOGGERAET;
MENGE:=1 UPB WERTE;
FOR INDEX TO MENGE REPEAT
  PUT ANFORDERUNG TO DIALOGGERAET;
  GET WERTE(INDEX) FROM DIALOGGERAET;
  IF WERTE(INDEX) == 0.0 THEN
    MENGE:=INDEX-1;
    RETURN;
  FIN;
END;
END; /* Prozedur ZAHLENLESEN */
```

Beisp. 3.9: Prozedur zum Einlesen von Zahlen in eine eindimensionale Matrix; das Eingabegerät ist einer der Prozedurparameter

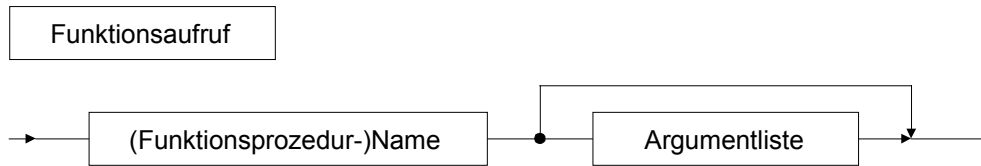
### 3.2 Funktionsprozeduren

Bis jetzt können wir einen Wert, den eine Prozedur berechnet hat, nur dadurch an die aufrufende Task zurückliefern, indem wir den Mechanismus der Namensübergabe benutzen und den Wert innerhalb der Prozedur an einen Parameternamen zuweisen und damit auch das zugehörige Argument ändern.

Um die Umsetzung mathematischer Formeln in PEARL-Programmen zu erleichtern, gibt es noch einen weiteren Mechanismus für die Rückgabe von Werten: Wir dürfen in die Rücksprunganweisung schreiben, was eine Prozedur bei ihrer Beendigung als Wert liefern soll. Eine derartige Prozedur dürfen wir nicht mit CALL aufzurufen, sondern wir können sie dadurch in Betrieb nehmen, dass wir ihren Namen in einen Ausdruck schreiben (Figur 3.8) z.B. bei einer Prozedur zum Summieren von Zahlen

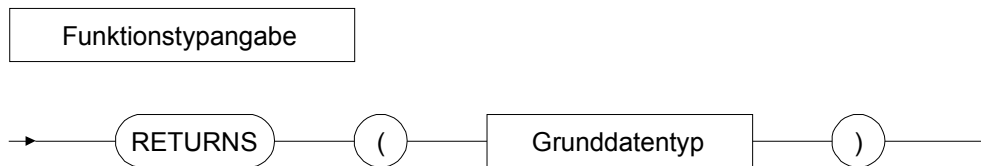
```
DOPPELSUMME := 2 * SUMME ( ZAHLEN ) ;
```

Dabei ist `SUMME` der Prozedurname und `ZAHLEN` ihr Argument. Das sieht so aus, wie die Benutzung einer mathematischen Funktion in  $y=2*f(x)$ . Deshalb werden derartige Prozeduren Funktionsprozeduren genannt.



Figur 3.8: Funktionsaufruf

In Kapitel 2.5 haben wir gelernt, dass es außerordentlich wichtig ist, in Ausdrücken über den Typ der verwendeten Variablen Bescheid zu wissen. Deshalb müssen wir einer fremd geschriebenen Funktionsprozedur leicht ansehen können, welchen Variablentyp sie zurückliefert. Das geschieht in der Funktionstypangabe (Figur 3.9). In Full PEARL dürfen dort auch neu definierte Datentypen stehen. In Basis-PEARL sind nur Grunddatentypen als Funktionstypen zugelassen.



Figur 3.9: Funktionstypangabe

Als erstes wollen wir jetzt das Summieren aus Beisp. 2.17 zu einer Funktionsprozedur machen (Beisp. 3.10).

Für spätere Programme wird eine Dialogprozedur (Beisp. 3.11) praktisch sein, in der eine Frage gestellt wird. Je nachdem, ob sie mit `JA` oder `NE` beantwortet wird, soll sie `'1'B` bzw. `'0'B` liefern. Die Antwort soll übrigens aus zwei Buchstaben bestehen, damit zufällige Fehlerangaben erkannt werden können; die werden höflich gemeldet, bis der Computer zufrieden ist und aus der Wiederholung und gleichzeitig aus der Prozedur herausspringt.

```
SUMMIEREN: PROC(WERTE ( ) INV FLOAT IDENT,
                ANZAHL FIXED)
                RETURNS (FLOAT) ;
/*****
 * Die Prozedur addiert die ersten ANZAHL Zahlen aus WERTE      *
 * und gibt das Ergebnis zurück                                *
 * Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert                               *
 *****/
DCL SUMME FLOAT INIT(0);
FOR INDEX TO ANZAHL REPEAT
    SUMME :=SUMME+WERTE ( INDEX ) ;
END ;
RETURN (SUMME) ;
END; /* Prozedur SUMMIEREN */
```

Beisp. 3.10: Funktionsprozedur zum Addieren von Zahlen aus einer eindimensionalen Matrix



```

BEFEHLSLESEN: PROC(FRAGE CHAR(30),
                  DIALOGGERAET DATION INOUT ALPHIC DIM(,)
                  TFU MAX FORWARD CONTROL(ALL) IDENT)
                  RETURNS(BIT(1)) RESIDENT REENT GLOBAL;
/******
* Die Prozedur gibt eine Frage aus und gibt '1'B zurück,
* wenn die Frage mit ja beantwortet wurde
* Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert
*****/
DCL ANTWORT CHAR(2);
REPEAT
  PUT FRAGE TO DIALOGGERAET;
  GET ANTWORT TO DIALOGGERAET;
  IF ANTWORT == 'JA' OR ANTWORT == 'NE'THEN
    RETURN(ANTWORT == 'JA');
  FIN;
  PUT 'BITTE JA ODER NE' TO DIALOGGERAET
END;
END; /* Prozedur BEFEHLSLESEN */

```

Beisp. 3.11: Funktionsprozedur für Eingabe von Dialogbefehlen. Der Ausdruck ANTWORT == 'JA' ergibt entweder '1'B oder '0'B und wird als Funktionswert zurückgegeben

Die Frage muss übrigens als Wert in die Prozedur übergeben werden, obwohl eine Namensübergabe anscheinend besser wäre, weil sie Speicherplatz und Rechenzeit in der Prozedur sparen würde. Bei der Wertübergabe können wir aber Texte von bis zu 30 Zeichen direkt als Argument verwenden, während wir bei Namensübergabe wegen der geforderten Typübereinstimmung benannte Konstanten von genau 30 Zeichen benutzen müssten.

```

MAIN: TASK;
/******
* Die Task liest Zahlentabellen ein, sortiert sie in aufsteigender
* Reihenfolge der Absolutbeträge, summiert und gibt das
* Ergebnis aus. Wiederholung möglich
* Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert
*****/
/* Vereinbarungen
/* Wiederhole
  /* Lies die Zahlen ein und bestimme ihre Anzahl
  /* Sortiere die Zahlen in aufsteigender Reihenfolge
    der Absolutbeträge, d.h.
  /* Addiere die Zahlen und gib ihre Summe aus
  /* bis keine Wiederholung gewünscht ist
END; /* Task MAIN */

```

Beisp. 3.12: Entwurf für eine Task für wiederholtes Addieren von Zahlenkolonnen

```

MAIN: TASK;
/******
* Die Task liest Zahlentabellen ein, sortiert sie in aufsteigender
* Reihenfolge der Absolutbeträge, summiert und gibt das
* Ergebnis aus. Wiederholung möglich
* Version 1.1 / 16.5.84 / Frevert
*****/
DCL ANZAHL FIXED, /* Vereinbarungen
    ZAHLEN (100) FLOAT,
    SUMME FLOAT;
OPEN TERMINAL;

```

```

REPEAT                                /* Wiederhole          */
  CALL ZAHLENLESEN('GIB ZAHL',        /* Lies die Zahlen ein  */
                  ZAHLEN,             /* und bestimme ihre Anzahl*/
                  ANZAHL,
                  TERMINAL);
  CALL SORTIEREN (ZAHLEN,             /* Sortiere die Zahlen   */
                  ANZAHL);           /* in aufsteigender Reihen-*/
                                      /* folge der Absolutbeträge*/
  SUMME:=SUMMIEREN(ZAHLEN,           /* Addiere die Zahlen    */
                  Anzahl);
  PUT 'DIE SUMME IST: ',             /* und gib ihre Summe aus */
      SUMME TO TERMINAL;
  IF NOT BEFEHLSLESEN('WIEDERHOLEN?', /* bis keine            */
                     TERMINAL);     /* Wiederholung         */
    THEN GOTO ENDE;                 /* gewünscht ist        */
  FIN;
END;
ENDE;
CLOSE TERMINAL;
END; /* Task MAIN */

```

Beisp. 3.13: Task zum wiederholten Einlesen, Sortieren und Addieren von Zahlen

Mit den bisher geschriebenen Prozeduren können wir unsere Task aus Beisp. 2.13 noch einmal neu schreiben. Um das Programm nicht immer wieder neu starten zu müssen, wenn wir Zahlen aus mehreren Tabellen addieren müssen, verbessern wir den Entwurf noch etwas (Beisp. 3.12 und 3.13).

Im Programmstück sollte uns insbesondere die Wenn-Anweisung auffallen, in der wir Gebrauch von unserer Funktionsprozedur `BEFEHLSLESEN` gemacht haben.

Selbstverständlich dürfen wir unsere Prozeduren auch innerhalb von Prozeduren aufrufen, wenn wir sie später in anderen Programmen nutzen wollen. Im Gegensatz zu PASCAL ist es in PEARL jedoch verboten, dass eine Prozedur sich direkt oder (mit dem Umweg über andere Prozeduren) indirekt selbst aufruft. Derartige Rekursionen erfordern nämlich, dass der Computer sich beim Programmablauf zusätzlichen Speicherplatz für den Aufbau von Kellerspeichern besorgen muss. Das kann dazu führen, dass ein Programm abgebrochen werden muss, wenn zu wenig freier Hauptspeicher zur Verfügung steht. Bei "normalen" Programmen ist das nicht schlimm. Bei Prozesssteuerungsprogrammen könnte das aber im wahrsten Sinne des Wortes tödliche Folgen haben. Deshalb ist PEARL so konstruiert, dass der maximal mögliche Speicherbedarf eines Programms bei Programmstart bekannt ist.

Wir müssen deshalb in PEARL an Stelle rekursiver Prozeduraufrufe Wiederholungen programmieren. Die Informatik hat bewiesen, dass das in jedem Falle möglich ist. Das ist bei rekursiven Problemen etwas schwieriger als die Verwendung rekursiver Prozeduren, weil wir u.a. die Kellerspeicher selbst vereinbaren und verwalten müssen. Dadurch sind wir aber auch gezwungen, zu programmieren und zu testen, was passieren soll, wenn der vereinbarte Kellerspeicher beim Programmablauf nicht ausreicht.

## 4. Ein-/Ausgabe für Fortgeschrittene

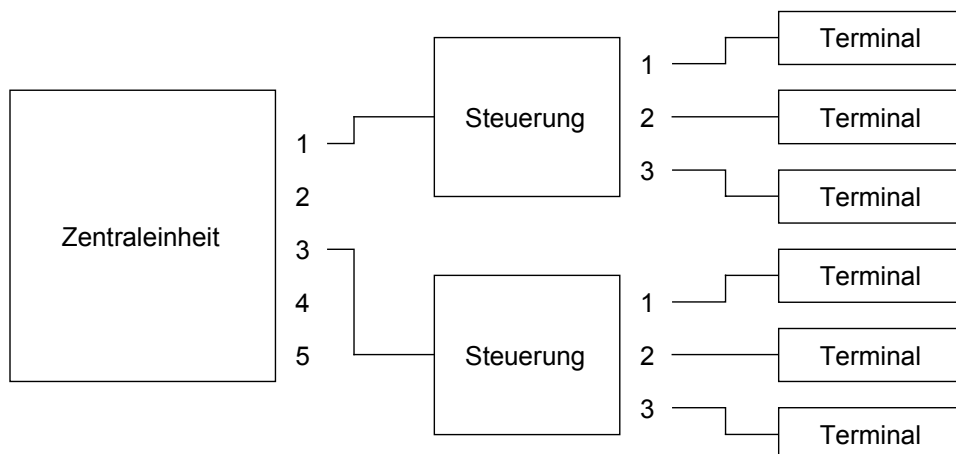
Bisher haben wir in unseren Programmen Ein-/Ausgabebezeichnungen in ihrer einfachsten Form benutzt. Wir werden derartige Anweisungen auch weiter nehmen, wenn wir beim Test fehlerhafter Programme Zwischenergebnisse schnell ausgeben wollen. Dabei kommt es ja nicht darauf an, dass die ausgegebenen Daten schön in Tabellen stehen. Für den praktischen Einsatz werden wir aber beispielsweise die Bediendialoge bequemer machen und Programmsergebnisse übersichtlicher ausdrucken wollen.

Fehler bei der Ein-/Ausgabeprogrammierung sind erfahrungsgemäß schwerer zu verbessern, als andere Programmfehler. Das liegt daran, dass wir bei normalen logischen Fehlern die Diagnose durch die Ausgabe von Zwischenergebnissen erleichtern können, während bei Fehlern in der Ein-/Ausgabe nur Nachdenken und Probieren hilft. PEARL hat den Vorteil, dass die Ein-/Ausgabe Teil der Sprache ist und relativ wenigen festen Regeln gehorcht. Trotzdem erfordert ihre perfekte Beherrschung fast soviel Aufwand zum Erlernen wie der bisher dargestellte Teil der Sprache.

Bei den meisten Programmiersprachen ist der Teil, der zur Programmierung der Ein-/Ausgabe dient, kleiner als bei PEARL. Der Preis dafür ist geringere Flexibilität und größere Schwierigkeiten in der praktischen Anwendung. Manche PEARL-Neulinge stöhnen darüber, dass auch das kleinste PEARL-Programm einen Systemteil und ausführliche Datenstationsbeschreibungen enthalten muss, die sie von anderen Sprachen nicht kennen. Die darin enthaltenen Informationen sind aber notwendig, damit der Kompilierer nachprüfen kann, ob Programm und Rechnersystem wirklich zusammenpassen. Das zahlt sich spätestens aus, wenn ein Programm auf eine andere Hardware übernommen werden soll. Bei Sprachen, die diese Prüfung nicht gestatten, geht dann der Ärger nämlich los, weil man bei denen oft tagelang testen muss, um herauszufinden, was alles nicht stimmt.

### 4.1 Programmierung des Systemteils

Der Systemteil dient zwei Zwecken: In ihm werden den Ein-/Ausgabegeräten Dation-Namen gegeben, und es wird in ihm notiert, auf welchen Wegen die Daten zwischen der Zentraleinheit des Rechners und den Ein-/Ausgabegeräten transportiert werden. Im Idealfall braucht deshalb nur der Systemteil geändert zu werden, wenn ein PEARL-Programm auf einem anderen Rechner eingesetzt werden soll. In der Praxis geht das allerdings nur, wenn die Peripheriegeräte der beiden Rechner die selben Dation-Eigenschaften haben.

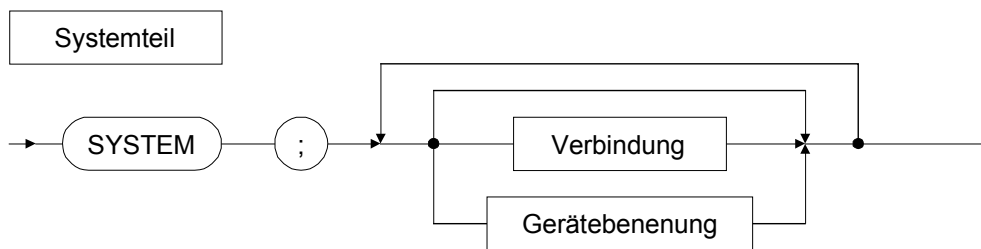


Figur 4.1: Anschluss von Terminals an einen Rechner

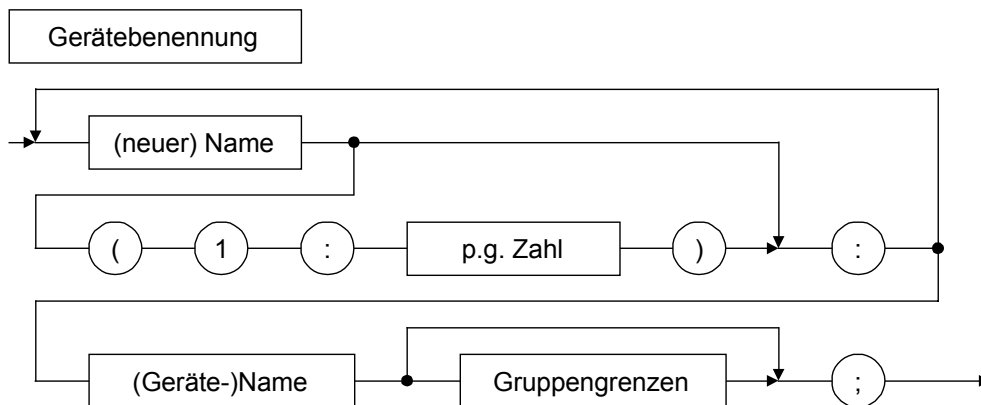
In Figur 4.1 ist ein fiktives Rechnersystem mit 6 Terminals dargestellt. Je drei von ihnen werden über eine gemeinsame Steuerung bedient. Die Steuerungen selbst sind mit der Zentraleinheit über die Anschlussstellen Nr. 1 und 3 verbunden. (Dabei spielt es keine Rolle, ob die Verbindung in

Wirklichkeit mit zwei Stichleitungen oder über einen Bus erfolgt. Auf logischer Ebene ergibt sich dasselbe Bild bei beiden Verbindungsarten.)

Normalerweise haben sowohl die Zentraleinheit als auch die Steuerungen und Terminals Gerätenamen oder Typenbezeichnungen, unter denen sie im Herstellerhandbuch beschrieben sind, z.B. CPU200, ST231, DIS32. Wie schon gesagt, können wir den Systemteil dazu benutzen, diese Typenbezeichnungen mit Namen von Datenstationen zu assoziieren, die besser auf unser Programmierproblem zugeschnitten sind. Das geschieht dadurch, dass wir die von uns gewählten Namen in Gerätebenennungen vor die Typenbezeichnung setzen. Dabei können wir sogar dafür sorgen, dass ein Gerät mehrere Namen bekommt (Figuren 4.2 und 4.3). Geräte gleichen Typs können wir dabei zu eindimensionalen Matrizen zusammenfassen, die wir Gerätetypen nennen wollen. Im Systemteil tauchen Indizes von Gerätegruppen entweder einzeln auf und kennzeichnen dann ein bestimmtes Gerät aus einer Gruppe, oder paarweise durch Doppelpunkt getrennt als Ausschnitt aus einer Gerätegruppe.



Figur 4.2: Systemteil



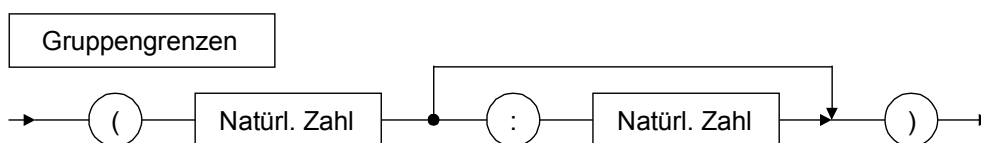
Figur 4.3: Gerätebenennung

Die Gerätebenennung für unsere Terminals könnte beispielsweise lauten

```
TERMINAL(1:6):DIALOGGERAET(1:6):DIS32(1:6);
```

d.h., wir geben der Gerätegruppe von 6 Geräten des Typs DIS32 die Namen TERMINAL und DIALOGGERAET und können im Problemteil auf das erste Gerät beispielsweise mit TERMINAL(1) oder DIALOGGERAET(1) zugreifen. Wir dürfen die 6 Displays aber auch anders aufteilen:

```
KONSOLE(1:2):DIS32(1:2);
TERMINAL(1:4):DIALOGGERAET(1:4):DIS32(3:6);
```



Figur 4.4: Gruppengrenzen

Einen derart einfachen Systemteil haben wir nur bei PEARL-Systemen, bei denen ein für allemal festgelegt ist, wie die Geräte mit dem Rechner verbunden sind. Wenn die Verbindungen umgesteckt werden können, müssen wir im Systemteil außer dieser reinen Gerätebenennung bei Datenstationen auch noch notieren, wie sie an den Rechner angeschlossen sind. Figur 4.5 zeigt, wie wir das machen müssen.

Wir gehen davon aus, dass je zwei Geräte oder Gerätegruppen durch Anschlussleitungen miteinander verbunden sind. Diese Verbindungen werden so notiert, dass die Leitung je nach Übertragungsrichtung der Daten mit „<-“, „<->“ oder „->“ dargestellt wird. Auf der linken Seite dieser Symbole steht jeweils das der Zentraleinheit fernere Gerät, so dass sich für die beiden Steuerungen an die Anschlussnotierungen

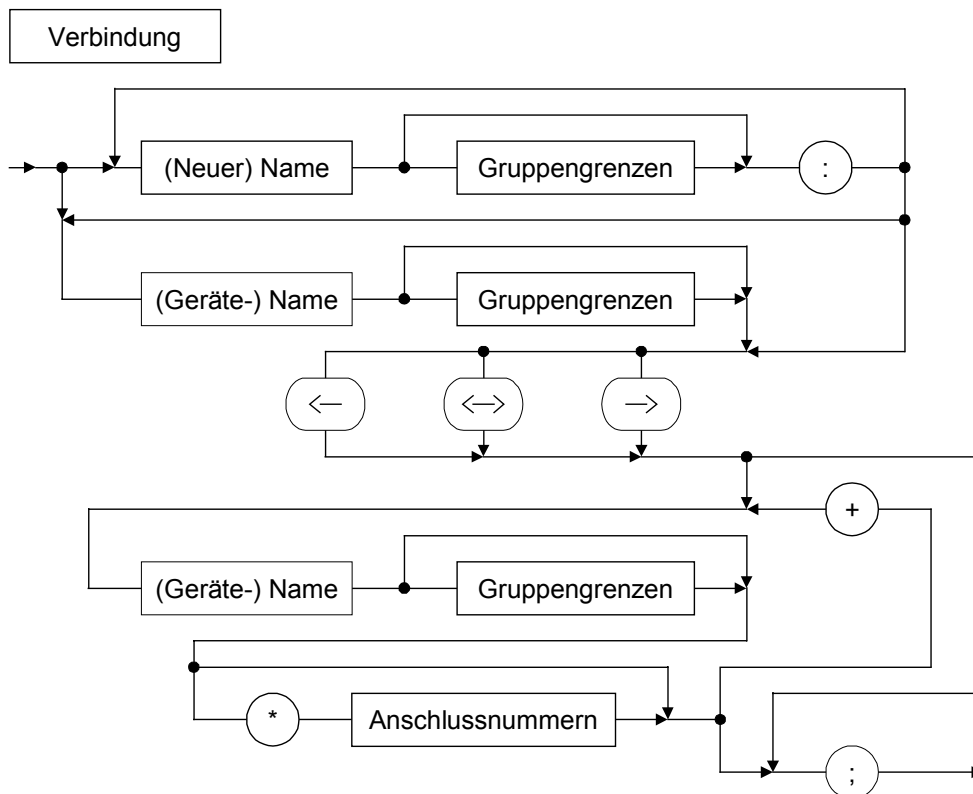
```
STEUERUNG(1): ST231(1) <-> CPU200 * 1;
STEUERUNG(2): ST231(2) <-> CPU200 * 3;
```

ergeben. Dabei bezeichnen die Zahlen hinter dem \* jeweils die Nummer des Anschlusses an die CPU200, mit dem die Steuerung verbunden ist. Wir dürfen diese beiden Zeilen zu einer einzigen zusammenfassen:

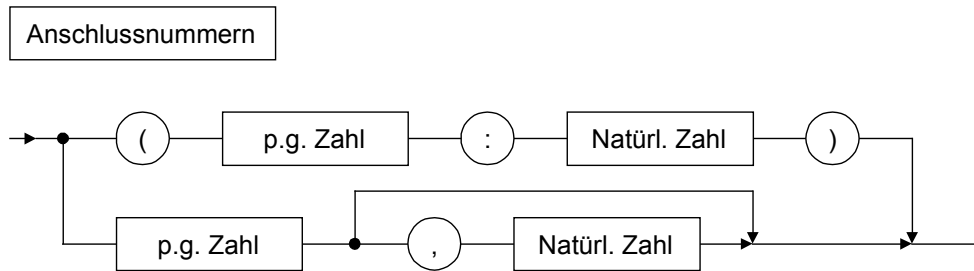
```
STEUERUNG(1:2): ST231(1:2) <-> CPU200*1 + CPU200*3;
```

Falls wir in unserem Problemteil die Steuerung nirgends benutzen, brauchen wir sie auch nicht zu benennen. Wir können dann schreiben:

```
ST231(1:2) <-> CPU200*1 + CPU200*3;
```



Figur 4.5: Verbindung



Figur 4.6: Anschlussnummern

Wenn wir jetzt noch die Verbindungen für unsere Terminals hinzufügen, ist das Hardwaresystem Figur 4.1 vollständig beschrieben:

```

TERMINAL(1:6):
DIALOGGERAET(1:6):DIS32(1:6) <-> ST231(1)*(1:3) + ST231(2)*(1:3);

```

Die Notation rechts von <-> sagt dabei aus, dass die ersten drei Terminals an den Anschlüssen 1 bis 3 von ST231(1) hängen, die übrigen an den entsprechenden Anschlüssen von ST231(2). Dafür dürfen wir wieder auch abgekürzt schreiben:

```

ST231(1:2)*(1:3)

```

Weil es manchmal unbequem ist, bei den Anschlussnummern (Figur 4.6) hinter dem \* die obere Grenze auszurechnen, dürfen wir statt \*(5:8) auch \*5,4 schreiben, wenn wir die mit Anschluss Nr. 5 beginnenden vier aufeinander folgenden Anschlüsse meinen.

Als nächstes Beispiel wollen wir einen Ausschnitt aus einem Prozessperipheriesystem betrachten. Wir haben einen Analog-Digital-Konverter vom Typ ADC50, der am Anschluss 5 der Zentraleinheit angeschlossen ist. Da solch ein ADC ein relativ teures Gerät ist, schalten wir einen Multiplexer vom Typ MUX32 mit insgesamt 32 Eingängen davor. Mit den ersten 20 Eingängen dieses Multiplexers sollen Thermoelemente verbunden sein, mit den restlichen 12 Dehnungsmessstreifenschaltungen. Die entsprechenden Zeilen des Systemteils zeigt Beisp. 4.1.

Die Reihenfolge, in der die Verbindungen dort niedergeschrieben sind, richtet sich nach einer zusätzlichen Regel aus Basis-PEARL: Wenn ein Gerät in einer Verbindungsbeschreibung rechts von den Richtungspfeilen steht, muss es in einer der vorhergehenden Verbindungen links gestanden haben. Ausgenommen sind solche Geräte, bei denen keine Verbindungsbeschreibung nötig ist, wie in unserem Beispiel bei CPU200.

```

SYSTEM;
ADC50 -> CPU200 *5;
MUX32 -> ADC50;
THERMOELEMENT(1:20): -> MUX32 *1,20;
DEHNUNG(1:12): -> MUX32 *21,12;

```

Beisp. 4.1 Systemteil

Bei manchen PEARL-Systemen, bei denen der Hersteller keine Möglichkeit zur Änderung der Anschlüsse vorgesehen hat, brauchen wir nur die von uns gewählten Namen, die Gerätetypbezeichnungen des Herstellers und die Übertragungsrichtungen in den Systemteil zu schreiben, damit letztere geprüft werden kann:

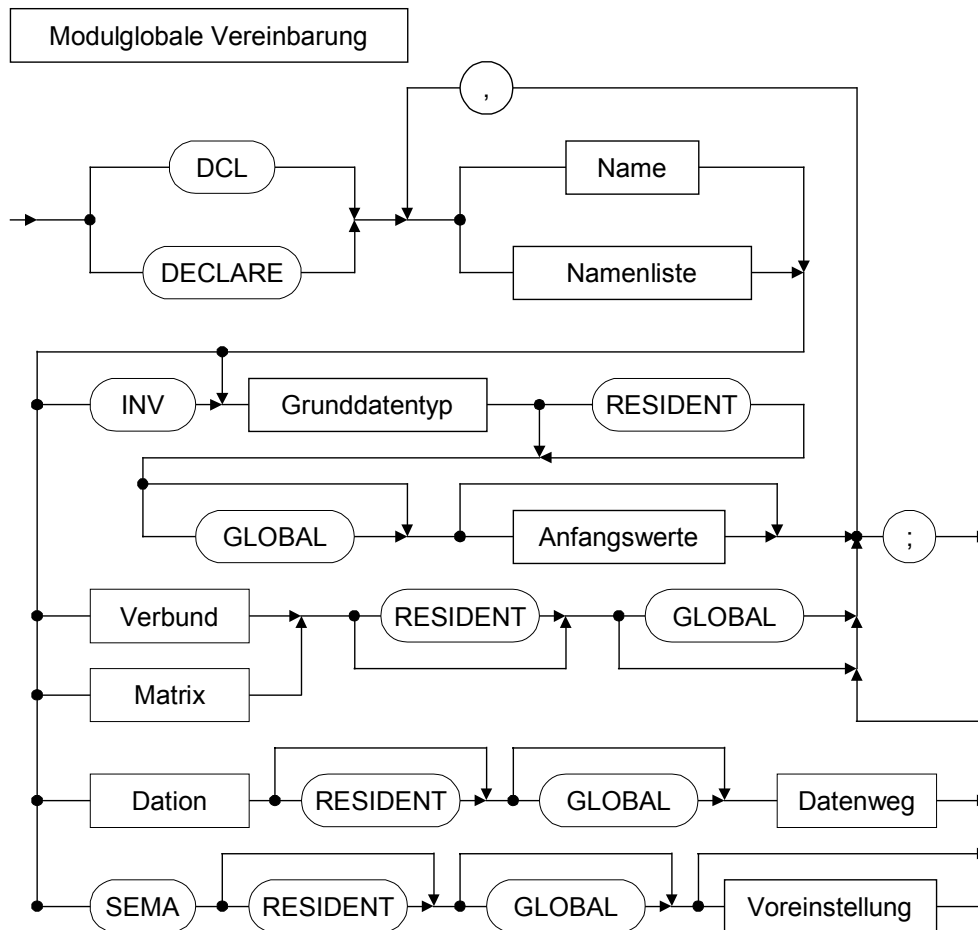
```

TERMINAL: DIS <->;

```

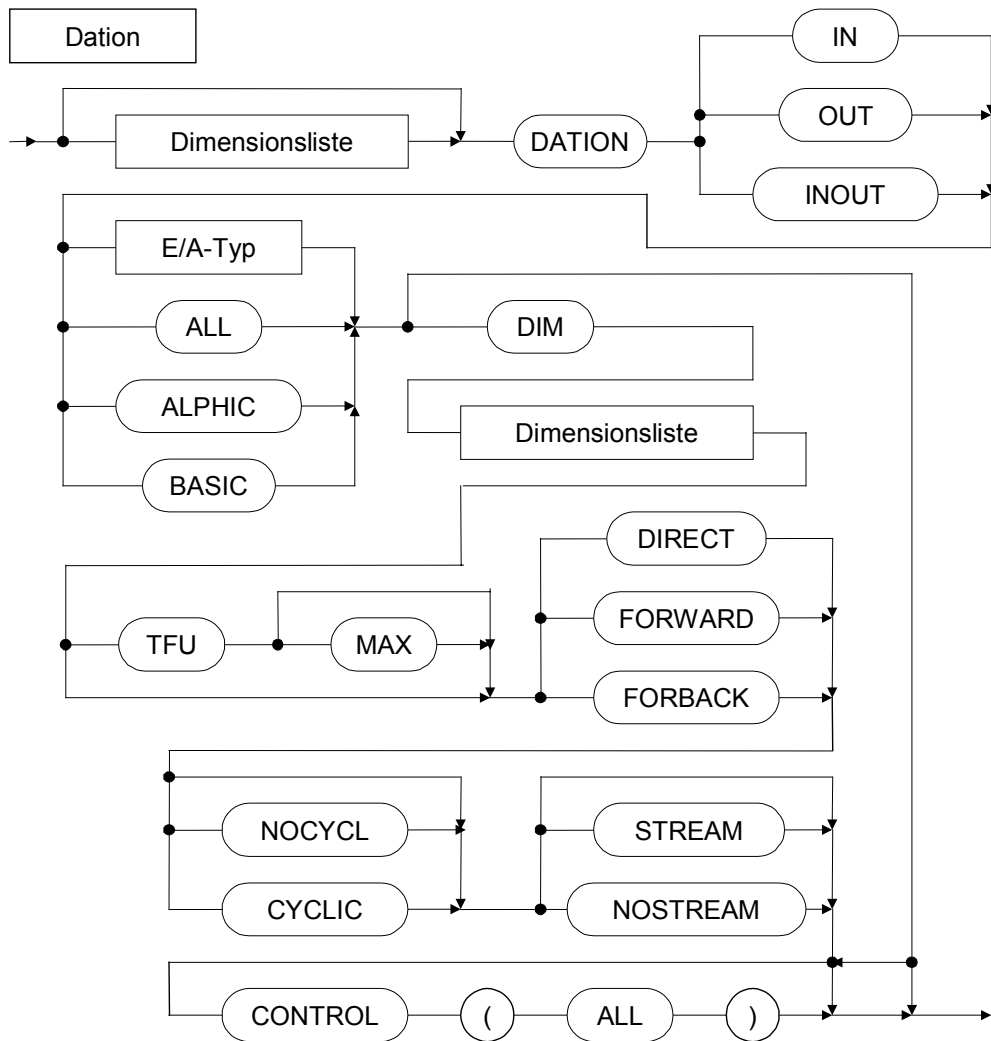
## 4.2 Zusätzlich vereinbarte Datenstationen

Die im Systemteil beschriebenen Datenstationen sind solche, die unserem Rechnersystem mit allen Eigenschaften von vornherein bekannt sind. In Kapitel 1.5 haben wir gelernt, dass wir diese Datenstationen in Spezifikationen beschreiben müssen. In diesen Spezifikationen müssen die Dimensionen in leeren Dimensionslisten angedeutet werden, weil sie zahlenmäßig in Listen des Rechnersystems festgelegt sind. Figur 4.7 zeigt, dass wir in den modulglobalen Vereinbarungen zusätzliche Datenstationen einführen dürfen. Bei ihnen müssen wir die innere Gliederung in Seiten und Zeilen in Dimensionslisten angeben, wie wir sie von der Vereinbarung von Matrizen kennen.



Figur 4.7: Modulglobale Vereinbarung

Allgemein dienen die modulglobalen Vereinbarungen dem Zweck, Objekte zu vereinbaren, die im ganzen Modul bekannt sein sollen, also in allen seinen Prozeduren und Tasks. Ein Vergleich mit den blocklokalen Vereinbarungen Figur 1.13 lässt uns erkennen, dass das außer neuen Datenstationen und SEMA-Objekten alle bisher bekannten Datenobjekte sind. Diese dürfen hier zusätzlich auch noch die Eigenschaft GLOBAL bekommen, die sie auch in anderen Modulen unseres Programms sichtbar und damit benutzbar macht. Auf Objekte des Typs SEMA werden wir in Kapitel 6.4 näher eingehen.



Figur 4.8: Dation



Figur 4.9: Datenweg

Vereinbarte Datenstationen sind nötig, wenn wir einen Massenspeicher in mehrere Teile gliedern müssen, auf die wir so zugreifen können, wie auf ein ganz normales Gerät. Deshalb müssen wir bei der Vereinbarung angeben, auf welcher systembekannten sich die neu vereinbarte Datenstation befindet. Das tun wir durch Angabe des Datenwegs (Figuren 4.8 und 4.9). Eine Dation-Vereinbarung lautet also beispielsweise

```
DCL DATEI DATION INOUT ALPHIC DIM(15,60,80) TFU MAX FORBACK
CONTROL(ALL) CREATED(PLATTENSPEICHER);
```

Eine kurze Überlegung zeigt uns, dass wir damit dem Rechnersystem eine nicht ganz leichte Aufgabe aufbürden. Es muss ja jetzt auf dem Gerät Plattenspeicher Platz für unsere Datei reservieren und vor allem dafür sorgen, dass bei einer PUT-Anweisung die Daten dort landen und bei einer GET-Anweisung wiedergefunden werden. Hinter dem CREATED(PLATTENSPEICHER)



verbirgt sich also eine ziemliche organisatorische Aufgabe, die das Rechnersystem mit vorhandener Software - einem sogenannten Interface - erledigen muss. Deshalb unterliegen die Dation-Vereinbarungen normalerweise Einschränkungen, die man dem Handbuch des Übersetzersystems entnehmen muss.

Eine weitere Einschränkung ist selbstverständlich: Vereinbarte Datenstationen können keine Eigenschaften haben, die über diejenigen der unterliegenden System-Datenstation hinausgehen. Einschränkungen sind hingegen möglich. Deshalb kann auf einem Gerät mit der Eigenschaft `FORBACK` eine Datenstation mit `FORWARD` vereinbart werden, aber nicht umgekehrt.

### 4.3 Eröffnen und Schließen von Datenstationen

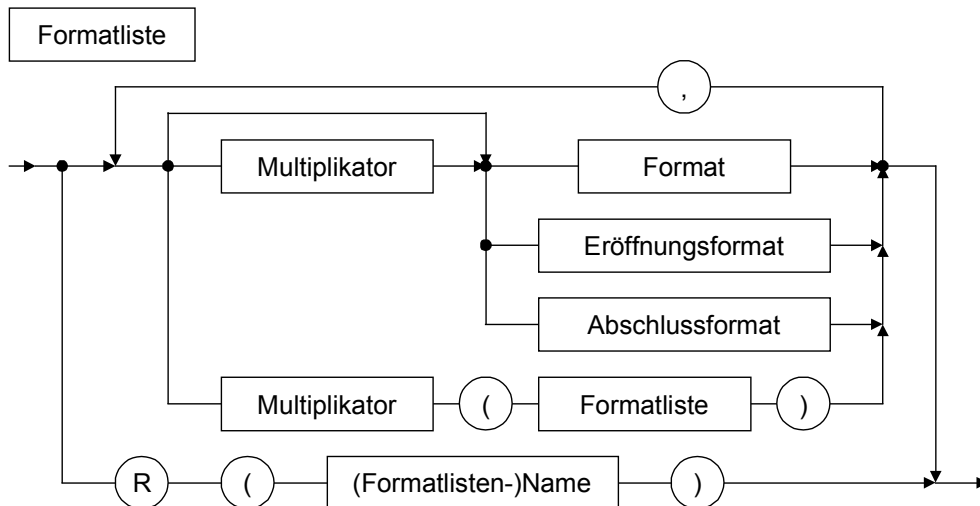
Bevor wir eine Datenstation verwenden, sollten wir sie mit einer `OPEN`-Anweisung eröffnen (Figur 2.2). Dadurch wird sie in einen definierten Anfangszustand gebracht. Bei Magnetbanddateien wird beispielsweise auf den Dateianfang gespult. Außerdem wird die Datenstation für uns reserviert, um zu verhindern, dass in Mehrbenutzersystemen zwei Programme gleichzeitig mit ihr arbeiten und dadurch ihre Ausgabedaten vermischen. Deshalb müssen wir sie nach Gebrauch durch eine `CLOSE`-Anweisung schließen, damit sie wieder für andere freigegeben wird. Bei Dateien wird dabei eine Datei-Endemarke geschrieben.

Wir haben in Kapitel 1.6 erwähnt, dass Datenstation der Sammelbegriff für Dateien einerseits und Geräten wie Drucker, Terminals oder Lochkartenlesern andererseits ist. Bei Dateien besteht jedoch ein Unterschied zu diesen Geräten. Sie haben normalerweise einen Namen, unter dem sie das Rechnersystem auf dem Massenspeicher wiederfindet. Deshalb müssen wir beim Eröffnen von Datei-Datenstationen auch den Dateinamen angeben. Das geschieht dadurch, dass wir die `OPEN`-Anweisung durch Eröffnungsformate ergänzen (Figuren 4.10 und 4.11). Den Dateinamen schreiben wir in Klammern hinter das Schlüsselwort `IDF` (Abkürzung für identification), entweder als Zeichenkettenkonstante oder als Zugriffsausdruck auf eine Zeichenkette. Beisp. 4.2 zeigt ein Programmstück für die Eröffnung von Dateien, deren Namen im Dialog angefordert werden.

```
BEGIN    CLOSE TERMINAL;
DCL DATEINAME CHAR(8);
PUT 'GIB DATEINAMEN: ' TO TERMINAL
GET DATEINAME FROM TERMINAL;
OPEN DATEI BY IDF(DATEINAME);
END;
```

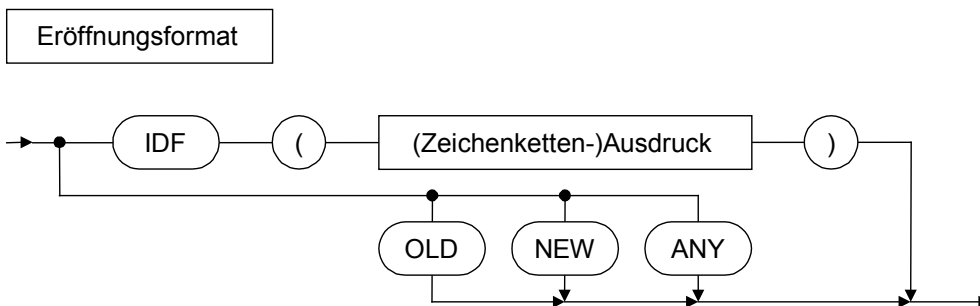
Beisp. 4.2: Einlesen eines Dateinamens und Eröffnen der Datei

Bei der Eröffnung von Dateien dürfen wir außerdem mit einem weiteren Eröffnungsformat angeben, ob es sich um eine schon vorhandene (`OLD`) oder um eine neue (`NEW`) Datei handeln soll. Angabe von `NEW` ist beispielsweise wichtig, wenn wir verhindern wollen, dass in eine zufällig schon vorhandene Datei gleichen Namens geschrieben wird. Der Rechner würde dann bei Ausführung der `OPEN`-Anweisung einen Fehler melden. Wenn es uns egal ist, ob die Datei schon vorhanden ist oder nicht, schreiben wir `ANY`.



Figur 4.10: Formatliste

Viele Systeme haben auch für die `CLOSE`-Anweisung Abschlussformate. Mit ihnen kann man beispielsweise Dateien, die nur zur Zwischenspeicherung benutzt worden sind, wieder löschen.

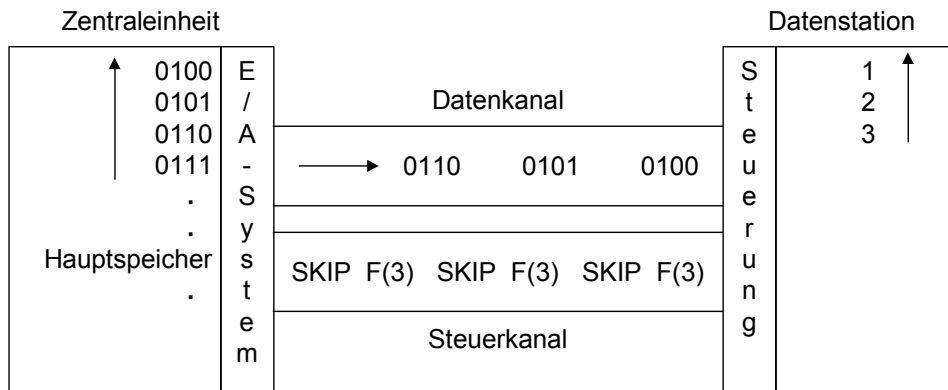


Figur 4.11: Eröffnungsformat

Auch bei der `OPEN`-Anweisung gibt es oft zusätzliche, vom Systemhersteller abhängige Möglichkeiten, weiterer Steuerungen durch zusätzliche Eröffnungsformate. Bei Systemen von Krupp Atlas-Elektronik kann man beispielsweise bei der Eröffnung von Prozessdatenstationen spezifizieren, wie eine `TAKE`- oder `SEND`-Anweisung ablaufen soll und erhält dadurch die Möglichkeit, bei Analog-Digitalkonvertern die Empfindlichkeit oder die Integrationszeit zu ändern.

#### 4.4 Ausgabe von Tabellen

Alle aus Druckzeichen bestehenden Texte und Zahlen werden in ALPHIC-Datenstationen ausgegeben bzw. aus ihnen eingelesen. Dabei müssen wir uns immer vor Augen halten, dass Buchstaben und Zahlen im Hauptspeicher des Rechners als Bitketten gespeichert sind und deshalb vor der endgültigen Ausgabe von der Datenstation in Druckzeichen umgewandelt werden müssen. Man nennt diesen Vorgang Formatierung. Sie muss offensichtlich für jeden Datenwert individuell vorgenommen werden, denn im allgemeinen Fall werden ja Daten verschiedenen Typs bunt gemischt ausgegeben. Zu jedem Datenwert gehört deshalb eine Formatierungsvorschrift, die wir als datengebundenes Format bezeichnen wollen.



Figur 4.12: Schematische Darstellung der Datenübertragung zwischen Zentraleinheit und ALPHIC-Datenstation. Für jeden im Datenkanal als Bitmuster übertragenen Datenwert (6 5 4) wird im Steuerkanal ein datengebundenen Format F(3) übertragen. Zusätzliche Positionierformate SKIP bewirken die Zeilenfortschaltungen.

Wir können uns das anhand eines Bildchens (Figur 4.12.) klarmachen. In ihm wird schematisch gezeigt, wie in einer Datenstation Zeilen gedruckt werden, die nur dreistellige Nummern enthalten. Die Nummern stehen als Dualzahlen (gezeigt sind nur die letzten 4 Stellen) im Hauptspeicher des Rechners und wandern durch den Datenkanal in die Datenstation. Gleichzeitig werden durch den Steuerkanal die zur Umwandlung in gedruckte Dezimalzahlen notwendigen datengebundenen Formate F(3) übertragen. Zusätzlich laufen durch den Steuerkanal Positionierformate SKIP, die das Weiterschalten auf die nächste Zeile bewirken.

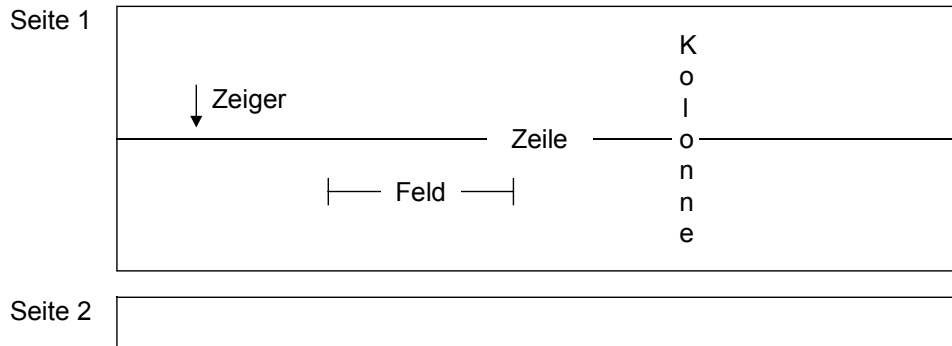
Wir verstehen jetzt besser, was es mit dem CONTROL (ALL) in der Aufzählung von Dation-Eigenschaften auf sich hat: Es bedeutet, dass die Datenstation einen Steuerkanal besitzt.

	Verwendung	1. Parameter	2. Parameter	3. Parameter
LIST	Alle Daten	(Implementationsabhängige Parameterwahl)		
F	Festpunkt-schreibweise	Feldweite	Nachkomma-stellenzahl	Skalenfaktor
E	Gleitpunkt-schreibweise	Feldweite (mindestens 6)	Nachkomma-stellenzahl	Mantissen-stellenzahl
A	Zeichenketten	Feldweite		
B	Bitketten in Dualziffern	Feldweite		
B3	Dito in Oktalziffern			
B4	Dito in Sedezimalziffern			
T	Uhrzeiten	Feldweite (mindestens 7)	Stellenzahl für Sekundenbrucht.	
D	Zeitdauern	Feldweite (mindestens 19)	Stellenzahl für Sekundenbrucht.	

Tabelle 4.1: Datengebundene Formatbezeichnungen

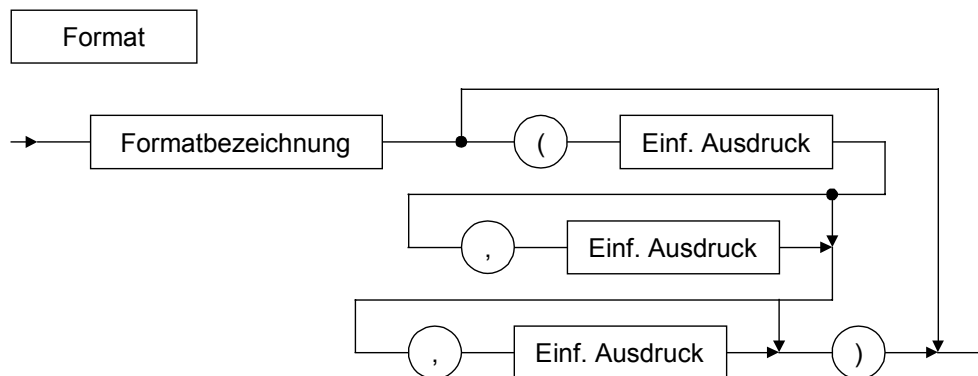
Bisher sind alle unsere Formate bei unseren PUT-Anweisungen stillschweigend vom Rechner-system gebildet worden. Wir dürfen sie aber auch selbst vorschreiben, um besonders schöne Druckbilder zu erzeugen. Tabelle 4.1 zeigt, welche datengebundenen Formate wir bilden können.

Formate mit F und E werden für das Drucken von Dezimalzahlen in Festpunkt- bzw. Gleitpunkt-schreibweise benutzt und können sowohl bei `FIXED`- als auch `FLOAT`-Daten verwendet werden. Zeichenketten werden mit A ausgegeben, Bitketten mit B, B3 und B4, je nachdem, ob sie mit Dualziffern oder kürzer mit Oktal- oder Sedezimalziffern gedruckt werden sollen. Für Uhrzeiten und Zeitdauern beginnen die Formate mit T bzw. D.



Figur 4.13: Gliederung einer Datenstation in Seiten, Zeilen und Kolonnen. Ein Feld umfasst mehrere Kolonnen in einer Zeile, ein Zeiger deutet auf die Stelle, wo das nächste Zeichen gedruckt wird.

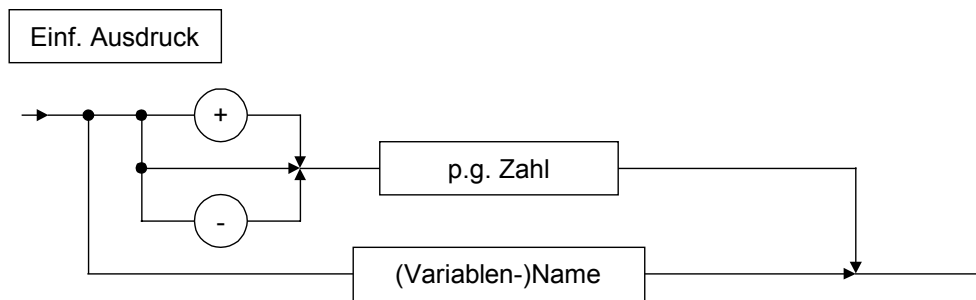
Bevor wir uns den Aufbau von Formaten näher ansehen, müssen wir an Hand von Figur 4.13 noch einige Begriffe klären. Sie zeigt, dass wir die drei Dimensionen einer Datenstation Seiten, Zeilen und Kolonnen nennen wollen. Den Platz, den eine Tabellenspalte innerhalb einer Zeile einnimmt, wollen wir Feld nennen. Außerdem wollen wir uns vorstellen, dass ein Zeiger auf den Platz zeigt, wo das nächste Zeichen gedruckt werden soll.



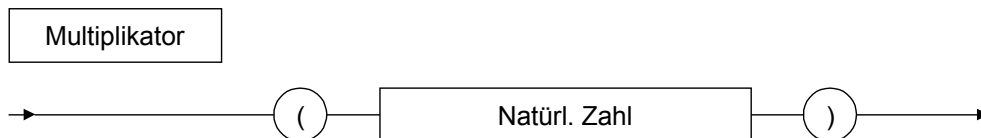
Figur 4.14: Format

Beim Ausdrucken der Gleitpunktzahl  $-31.321E+00$  in eine Tabellenspalte müssen wir offensichtlich 3 Parameter angeben: Die Feldweite, die Zahl der Nachkommastellen 3 und die Gesamtzahl 5 der Mantissenziffern vor dem E.

Für die obige Zahl muss die Feldweite mindestens 11 sein. Die Formatierung würde also `E(11,3,5)` lauten, wie wir Tabelle 4.1 entnehmen. Wir dürfen jedoch die Feldweite auch größer wählen. Dann wird das Feld mit dem Vorzeichen mit Leerzeichen aufgefüllt, so dass die Zahl rechtsbündig in der Tabellenspalte stehen würde.



Figur 4.15: Einfacher Ausdruck



Figur 4.16: Multiplikator

Um die ganze Sache einfacher zu machen, dürfen wir aber auch Parameter weglassen. Bei fehlender Mantissenlänge wird diese um eins größer als die Zahl der Nachpunktstellen eingesetzt, damit eine Ziffer vor dem Dezimalpunkt steht. Wenn auch die Mantissenlänge und die Feldweite fehlen, nimmt der Computer Werte, die im Implementationshandbuch nachzulesen sind.

In der Regel werden wir mit dem E-Format `FLOAT`-Zahlen ausgeben und bei `FIXED`-Zahlen das F-Format verwenden. Wir dürfen das E-Format auch bei `FIXED`-Zahlen nehmen, wenn wir die Parameter richtig überlegt haben, und das F-Format bei `FLOAT`-Zahlen.

Wenn wir uns beispielsweise die Zahl `-31.321E+00` genau ansehen, stellen wir fest, dass sie auch `-31.321` geschrieben werden kann. Diese Schreibweise können wir erzeugen, indem wir sie mit dem F-Format `F(7,3)` ausgeben. Bei dem bedeuten die ersten Parameter wieder Feldweite und Anzahl der Nachpunktstellen. Wenn wir den zweiten Parameter weglassen, setzt der Computer dafür 0 ein. Auf diese Weise werden wir normalerweise `FIXED`-Zahlen ausgeben.

Falls wir `FLOAT`-Zahlen mit dem F-Format ausgeben, kann es passieren, dass eine Zahl zu groß ist, um in die von uns angegebene Feldweite zu passen. In solchen Fällen meldet der Computer den Fehler während des Programmlaufs und druckt eine Reihe `****` in unsere Tabelle. Wir können das aber verhindern, indem wir uns beim Programmieren mehr Mühe geben. Wir suchen per Programm einfach nach der Zahl mit dem größten Absolutbetrag und dividieren sie immer wieder durch 10, bis sie kleiner als 1 ist. Dadurch bekommen wir ihre Größenordnung heraus und können die notwendige Feldweite durch das Programm in eine Variable einsetzen lassen. Figur 4.15 zeigt ja, dass die Formatparameter auch als Inhalt von Variablen gegeben werden können.

Ein 16-Bit-Rechner kann die Zahl `-31321` gerade noch als `FIXED`-Zahl in einem Speicherwort notieren. Wenn wir daraus `-31.321` machen wollen, müssen wir vor der Ausgabe mit  $10^{*-3}$  multiplizieren. Das können wir durch Angabe des dritten Parameters im F-Format bewirken: `F(7,3,-3)` erzeugt uns die gewünschte Schreibweise. Umgekehrt können wir `-31.321` mit dem Format `F(7,3,3)` einlesen und als `FIXED`-Zahl speichern. Das ist für manche Anwendungen praktisch, weil die Computer Additionen und Subtraktionen bei `FIXED`-Zahlen viel schneller ausführen als bei `FLOAT` und außerdem Speicherplatz für die Daten gespart wird. Durch diesen Trick können wir auch bei Dezimalbrüchen `FIXED`-Rechnungen machen lassen.

Tabelle 4.1 zeigt, dass wir bei der Ausgabe von `CHAR`-Daten das A-Format verwenden müssen. Wenn wir dabei nur A, also keine Feldweite angeben, wird als Feldweite die Länge des auszugebenden `CHAR`-Werts genommen. Im Unterschied zum E- und F-Format erfolgt bei zu kurz angegebener Feldweite keine Fehlermeldung, sondern die überschüssigen Zeichen werden rechts abgeschnitten. Außerdem wird bei zu langen Feldern nicht links, sondern rechts mit Leerzeichen

aufgefüllt.

Ähnlich ist es bei den Formaten B, B3 und B4 für Bitketten. Auch sie werden linksbündig in Tabellenspalten geschrieben und rechts abgeschnitten oder aufgefüllt.

Beim T-Format werden Uhrzeiten rechtsbündig so in die Tabellen gedruckt, wie wir sie als Uhrzeitkonstanten beim Programmieren schreiben müssen. Entsprechendes gilt beim D-Format für Zeitdauern. Dabei können bei den Sekunden auch Dezimalbruchteile mitgedruckt werden. Weil hier wieder nur Sternchen gedruckt werden, wenn die Feldweite zu kurz ist, wurde deren Mindestwert in Tabelle 4.1 angegeben.

```
MAIN:TASK;
/*****
 * Die Task dient zum Ausprobieren von F- und E-Format           *
 * Version 1.1 / 16.5.84 / Frevort                               *
 *****/
DCL ZAHL FLOAT,
    (FELDWEITE,
     NACHPUNKTSTELLEN,
     PARAMETER 3)          FIXED;
OPEN TERMINAL;
REPEAT
    PUT  `GIB IRGENDEINE ZAHL`
        `(GANZE ZAHL/DEZIMALBRUCH/WISS. SCHREIBWEISE): `
          TO TERMINAL BY (2)A,SKIP;
    GET ZAHL FROM TERMINAL;
    PUT `GIB FELDWEITE (GANZE ZAHL): `TO TERMINAL;
    GET FELDWEITE FROM TERMINAL;
    PUT `GIB NACHPUNKTSTELLEN (GANZE ZAHL): `TO TERMINAL;
    GET NACHPUNKTSTELLEN FROM TERMINAL;
    PUT `GIB PARAMETER3 (GANZE ZAHL): `TO TERMINAL;
    GET PARAMETER3 FROM TERMINAL;
    PUT TO TERMINAL BY SKIP(2);          /* 2 Leerzeichen          */
    PUT `MIT F-FORMAT GESCHRIEBEN ERGIBT SICH: `ZAHL TO TERMINAL
      BY F(FELDWEITE,NACHPUNKTSTELLEN,PARAMETER3),SKIP;
    PUT `MIT E-FORMAT GESCHRIEBEN ERGIBT SICH: `ZAHL TO TERMINAL
      BY E(FELDWEITE,NACHPUNKTSTELLEN,PARAMETER3),SKIP;
    IF NOT BEFEHLSLESEN(`WIEDERHOLEN`,TERMINAL) THEN
        GOTO ENDE;
    FIN;
END;
ENDE;;
CLOSE TERMINAL;
END;/* Task MAIN */
```

Beispiel 4.3: Task zum Ausprobieren von F- und E-Format

Am einfachsten ist natürlich die Ausgabe mit dem LIST-Format, bei dem der Rechner Parameterwerte benutzt, die im jeweiligen Implementationshandbuch stehen.

Bei PUT-Anweisungen ohne Formatliste baut der Computer übrigens selbst eine Formatliste auf, in der für jeden Datenwert X,LIST und am Ende SKIP steht.

Wir können jetzt ausprobieren, ob wir alles verstanden haben und ob unser Computer so arbeitet, wie es hier beschrieben worden ist, indem wir einen kleine Task schreiben, die wir an Stelle der bisherigen in unser Beispiel einfügen, und dann Zahlen und Parameter eingeben (Beisp. 4.3). Dabei wollen wir unsere Prozedur BEFEHLSLESEN (Beisp. 3.11) natürlich auch benutzen. Kommentare sind dieses Mal nicht in der Task, damit wir versuchen können, sie mit dem bisher Gelernten zu verstehen.

Die beiden Zeichenkettenkonstanten in der ersten PUT-Anweisung werden übrigens in dieselbe Zeile ausgegeben. Die Aufforderung wurde nur deshalb in zwei Teile aufgespalten, weil sonst die erste Zeile der PUT-Anweisung zu lang geworden wäre.

Bezeichnung	Beispiel	Positionierung
X	X(5)	Auf fünftnächste Kolonne
SKIP	SKIP(5)	Auf fünftnächsten Zeilenanfang
PAGE	PAGE(5)	Auf fünftnächsten Seitenanfang
ADV	ADV(1,2,3)	Zunächst nur auf drittnächste Kolonne, von da weiter um genau 2 Zeilen, dann weiter um genau 1 Seite
COL	COL(3)	Auf 3. Kolonne der aktuellen Zeile
LINE	LINE(3)	Auf Anfang der 3. Zeile
POS	POS(1,2,3)	Auf 3. Kolonne der 2. Zeile auf 1. Seite

Tabelle 4.2 Positionierformatbezeichnungen

Beim Ausdrucken von Tabellen müssen wir natürlich dafür sorgen, dass die einzelnen Tabellenspalten durch mindestens ein Leerzeichen voneinander getrennt sind. Dazu nehmen wir das Positionierformat X, das den Zeiger (Figur 4.13) in der Zeile um die Anzahl der Kolonnen weitersetzt, die als Parameter dahinter steht. Außerdem müssen wir nach jeder Tabellenspalte durch SKIP auf den Anfang der nächsten Zeile weiterschalten. Am Anfang jeder neuen Seite drucken wir eine Überschrift. Dazu müssen wir die Tabellenzeilen zählen und nach der letzten Zeile mit PAGE auf die nächste Seite schalten. Unser Programmbeispiel Beisp. 4.3 zeigt uns, dass wir PUT-Anweisungen schreiben dürfen, die keine Daten übertragen, sondern nur Positionierformate enthalten.

Tabelle 4.2 gibt eine Übersicht über diese Formate. Bei ihrer Benutzung müssen wir daran denken, dass SKIP(5) auf den Anfang der fünftnächsten Zeile positioniert. ADV(5,0) hingegen bringt den Zeiger um genau 5 Zeilen weiter, also in eine Zeilenmitte, wenn er vorher mitten in einer Zeile war. Wenn hinter X, SKIP und PAGE kein Parameter steht, setzt der Computer eine 1 dafür ein.

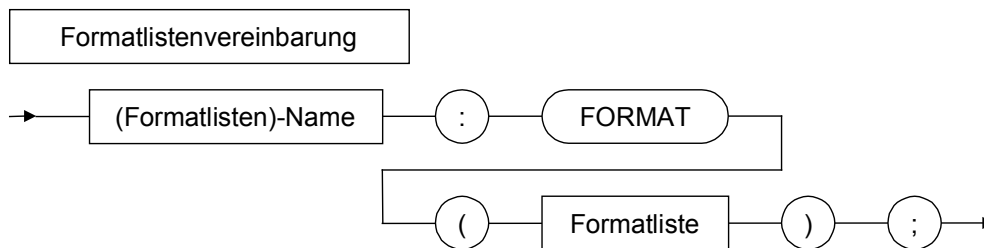
In den Positionierformaten dürfen auch negative Werte als Parameter stehen. Wir dürfen also auch Rückwärtspositionierungen programmieren, wenn wir DIRECT- oder FORBACK-Datenstationen haben. Dabei müssen wir bei PUT-Anweisungen jedoch genau darauf achten, ob jeweils ganze Zeilen (TFU) oder Zeilenbruchstücke (TFU MAX) in die Datenstation übertragen werden. ALPHIC-Datenstationen haben nämlich normalerweise einen von diesen Zusätzen in der Spezifikation oder Deklaration. Sie bewirken, dass die auszugebenden Daten zunächst in einem rechnerinternen Zwischenpuffer gesammelt werden. Erst wenn die Zeile voll ist oder ein SKIP gemacht wird, werden sie wirklich in die Datenstation geschickt. Dadurch wird gegenüber der Einzelübertragung viel Verwaltungsaufwand gespart. Durch ein SKIP wird bei TFU der Puffer mit Leerzeichen auf die volle Zeilenlänge aufgefüllt, bevor er in die Datenstation kopiert wird. Das hat den Nebeneffekt, dass bei Rückwärtspositionierung in einer Zeile und anschließendem Neueinschreiben alles verloren geht, was weiter rechts in der Zeile stand. Bei TFU MAX hingegen werden nur die Stellen geändert, in die noch einmal geschrieben wird.

Wir sollten noch einmal aus einem anderen Grunde darauf achten, ob wir mit TFU oder TFU MAX arbeiten: Wegen des Auffüllens auf ganze Zeilen enthalten ALPHIC-Dateien mit TFU viele überflüssige Leerzeichen und brauchen mehr Speicherplatz als TFU MAX-Dateien.

Für Tabellendruck werden wir unsere Datenstationen mit der Eigenschaft NOSTREAM versehen. Dadurch bekommen wir Fehlermeldungen, wenn die Dationzeile kürzer als der Inhalt ist, den wir

hineinschreiben wollen. `STREAM` hingegen ist vorteilhaft, wenn der Computer automatisch eine neue Zeile anfangen soll, falls ein Feld nicht mehr in den Rest der Zeile passt, also beispielsweise bei Textverarbeitungsprogrammen (für die `PEARL` sich sehr gut eignet).

Bei Tabellen mit vielen gleichartigen Spalten brauchen wir die Formate nicht für jede Spalte einzeln zu programmieren. Figur 4.10 zeigt, dass wir statt `F(8,3),X,F(8,3),X,F(8,3),X` auch `(3)(F(8,3),X)` schreiben dürfen. Dabei ist jedoch Vorsicht geboten: Wir wissen ja, dass zu jedem ausgegebenen Datenwert ein datengebundenes Format gehören muss. Wenn wir uns bei einem von beiden verzählen, können ziemlich hässliche Dinge passieren. Anstatt dass der Computer einen Fehler meldet, beginnt er eine zu kurze Formatliste wieder von vorn. (Dadurch soll die Ausgabe von Tabellen erleichtert werden, deren Länge bei Programmstart noch nicht bekannt ist). Bei zu kurzer Datenliste hingegen überspringt er die überflüssigen datengebundenen Formate und führt nur die `SKIPS` usw. aus, die er bis zum Ende der Formatliste findet. Wir wundern uns dann über die vielen unnützen Zeilenvorschübe, die wir scheinbar nicht programmiert haben.



Figur 4.17: Formatlistenvereinbarung

Wenn wir dieselbe Formatliste in mehreren `PUT`-Anweisungen verwenden wollen, dürfen wir sie mit einem Namen versehen, indem wir eine Formatvereinbarung in unseren Modul schreiben (Figur 4.17). Eine derartige Vereinbarung für das Ausdrucken des Inhaltes vom Hochregallager aus Beisp. 1.5 zeigt Beisp. 4.4. Die Überschriften für die einzelnen Tabellenspalten würden wir mit der Formatliste Beisp. 4.5 drucken. Der Vergleich mit Beisp. 4.4 zeigt, dass in ihr nur die Formatbezeichnungen überall von `F` und `E` in `A` geändert sind. Die Feldweiten sind dabei so gewählt, dass die Kommentarinhalte aus Beisp. 4.5 gerade als Überschriften hineinpassen. Wir können dann die Überschrift mit der Anweisung ausgeben:

```
PUT 'REGAL' , 'ZEILE' , 'FACH' , 'BESTNR' , 'BEZEICHNUNG' , 'GEWICHT'
    TO DRUCKER BY R(KOPFFORMAT);
```

```
LAGERFORMAT:FORMAT (F(5),           /* Regalnummer           */
                    X,F(5),         /* Regalzeilennummer     */
                    X,F(4),         /* Fachnummer            */
                    X,F(4),         /* Anzahl Gegenstände    */
                    X,F(6),         /* Bestellnummer         */
                    X,A(20),        /* Bezeichnung           */
                    X,E(9,2,3),     /* Gewicht               */
                    SKIP);         /* Nächste Zeile        */
```

Beisp. 4.4 Format für eine Liste der Lagerinhalte des Hochregallagers aus Beisp. 1.5

```
KOPFFORMAT :FORMAT (A(5),           /* REGAL                 */
                    X,A(5),         /* ZEILE                 */
                    X,A(6),         /* FACH                  */
                    X,A(6),         /* ZAHL                  */
                    X,A(7),         /* BESTNR                */
                    X,A(20),        /* BEZEICHNUNG           */
                    X,A(9),         /* GEWICHT               */
                    SKIP);         /* Nächste Zeile        */
```

Beisp. 4.5 Format für die Überschrift über die Lagerinhaltenstabelle



## 4.5 Einlesen von ALPHIC-Daten

Wenn Programmierneulinge ein Programm zur Eingabe von Zahlen schreiben, denken sie zunächst nicht daran, dass der Computer dabei vor einem Problem steht: Er weiß beispielsweise bei der Reihenfolge -31.321 nicht, um wie viele Zahlen es sich handelt. Wenn die Zeichen in einem Feld stehen, dessen Weite größer als 6 ist, wird er sie als die Zahl -31.321 lesen. Es könnte aber auch sein, dass es sich um 4 Felder der Weite 2 handelt, zwischen denen zur Platzersparnis kein Leerzeichen steht. Dann müsste er -3, 1., 32 und 1 lesen. Um welchen der Fälle es sich handelt, muss ihm derjenige mittels einer Formatliste mitteilen lassen, der die Ziffernfolge in die Datenstation geschrieben hat. Das ist leicht, wenn die Zahlen in einem PEARL-Programm geschrieben worden sind. Dann braucht nur dessen Ausgabeformatliste abgekupfert zu werden oder bei PUT und GET im selben Programm dieselbe vereinbarte Formatliste verwendet werden.

Wenn die Zahlen allerdings von Menschen geschrieben werden sollen, müssen wir umgekehrt vorgehen: Wir müssen ihnen an Hand der Formatliste genau vorschreiben, in welchen Feldern einer Zeile sie was in welcher Form eintragen müssen. Am einfachsten ist das, wenn es sich um ein einziges Feld pro Zeile handelt, das eine Standardlänge hat. Die einzugebende Zahl darf dann irgendwo in dem Feld stehen und braucht nicht etwa rechts- oder linksbündig geschrieben zu sein. Deshalb werden wir in Bediendialogen jeden Datenwert einzeln anfordern und einlesen, so wie wir es bisher getan haben, wo der Rechner unsere PUT-Anweisungen stillschweigend mit dem LIST-Format ausgeführt hat.

FLOAT-Zahlen dürfen dabei so geschrieben werden, wie wir es von den Zahlenkonstanten kennen. Dass wir in FIXED-Variable nur ganze Zahlen eingeben dürfen, dürfte selbstverständlich sein.

Die Dialogeingabe von Zeichenketten, Bitketten, Uhrzeiten und Zeitdauern ist mit dem LIST-Format (das der Rechner automatisch verwendet, wenn keine Formatliste in der GET-Anweisung steht) ebenfalls problemlos. Wer Lust hat kann probieren was passiert, wenn er Zeichenketten mit dem A-Format einzulesen versucht: Nur A, wie bei der Ausgabe, geht bei der Eingabe nicht, weil der Rechner sich die Feldweite bei der Eingabe nicht selbst ausrechnen kann.

Wenn wir aber z.B.

```
GET NAMEN BY A(10);
```

schreiben, besteht er darauf, dass wir 10 Zeichen eingeben und meldet einen Fehler, wenn wir ihm weniger anbieten.

Bei der Eingabe von Daten mit der Terminaltastatur können natürlich eine ganze Menge Tippfehler passieren. Wir werden in Kapitel 6.1 lernen, wie man die ausbügeln kann.

## 4.6 Direktzugriff auf Datenbanken

Es wäre sträflicher Leichtsinn, die Daten unseres Hochregallagers (Beisp. 1.5) nur im Hauptspeicher des Rechners zu haben. Wir sollten sie von Zeit zu Zeit nach Änderungen auch in eine Plattenspeicherdatei kopieren und mindestens einmal täglich auch noch auf ein Magnetband, damit wir bei einem Rechnerzusammenbruch nicht vor der undankbaren Aufgabe stehen, verloren gegangene Daten mühsam zu ermitteln. Beisp. 4.6 zeigt ein Programmstück für diese Aufgabe.

Unser Hochregallager hat nur 1.800 Lagerfächer. Für die wenigen Daten, die jedes Lagerfach beschreiben, werden insgesamt 19 16-Bit-Worte gebraucht. Das gibt über 30.000 Hauptspeicherworte. Wenn wir die Daten sowieso in eine Plattenspeicherdatei schreiben, können wir diesen Platz auch sparen, indem wir Änderungen sofort in die Plattenspeicherdatei eintragen.

```
FOR REGAL TO 1 UPB HOCHREGALLAGER REPEAT
  FOR ZEILE TO 2 UPB HOCHREGALLAGER REPEAT
    FOR FACHNR TO 3 UPB HOCHREGALLAGER REPEAT
      PUT REGAL,
```

```

        ZEILE ,
        FACHNR ,
        HOCHREGALLAGER ( REGAL , ZEILE , FACHNR ) . ANZAHL ,
        HOCHREGALLAGER ( REGAL , ZEILE , FACHNR ) . ART . BESTELLNUMMER ,
        HOCHREGALLAGER ( REGAL , ZEILE , FACHNR ) . ART . BEZEICHNUNG ,
        HOCHREGALLAGER ( REGAL , ZEILE , FACHNR ) . ART . GEWICHT
        TO LAGERDATEI BY R ( LAGERFORMAT ) ;
    END ;
END ;
END ;

```

#### Beisp. 4.6 Kopieren der Hochregallagerdaten

Natürlich können wir jetzt nicht mehr so schnell auf ein einziges Lagerdatum zugreifen, wie vorher mit

```
FACHGEWICHT := HOCHREGALLAGER ( 2 , 3 , 4 ) . ART . GEWICHT ;
```

auf das Gewichtsdatum des 4. Faches im 2. Regal in der 3. Regalzeile, sondern wir müssen erst ermitteln, wo die entsprechenden Daten in unserer Datei stehen. Weil wir die Regalnummer, Regalzeilennummer und Fachnummer in die Dateizeilen eingetragen haben, könnten wir jetzt prinzipiell die Lagerdatei Zeile für Zeile durchsuchen, bis wir die richtige Kombination dieser Zahlen gefunden haben. Auch wenn unser Rechner sehr fix ist und 1.000 Zeilen pro Sekunde aus der Plattenspeicherkapazität liest und prüft, brauchen wir über 30 Sekunden, bis wir uns zu einer Zeile am Ende der Datei vorgearbeitet haben.

Glücklicherweise gibt es für solche Fälle Datenstationen mit der Eigenschaft `DIRECT`, bei denen wir sofort auf einen Datenwert positionieren können, wenn wir wissen, wo er steht. Damit das möglichst schnell geht, sollten die Dateizeilen alle gleich lang sein.

Wir sollten auch eine Datenstation mit der Eigenschaft `NOSTREAM` verwenden, um mit Sicherheit eine Fehlermeldung zu bekommen, wenn wir mehr Daten in eine Zeile packen wollen, als wirklich hineinpassen. Außerdem ist bei `DIRECT`-Datenstationen auch eine Datenstation mit `TFU` günstig, bei der alle Zeilen automatisch bis zum Schluss gefüllt sind. Dann kann der Computer am schnellsten ausrechnen, wo die Zeile beginnt, auf die positioniert werden soll.

```

LAGERDATEN: PROC ( ( R , Z , F ) FIXED , FACHDATEN LAGERFACH IDENT ) ;
/*****
* Die Prozedur liest die Daten für das Fach in Regal R,
* Regalzeile Z und Fachnummer Z aus einer ALPHIC-Datei
* Version 1.1 / 7.7.84 / Frevert
*****/
DCL ( DATEIZEILE , REGAL , ZEILE , FACHNR ) FIXED ;
DATEIZEILE := ( ( R - 1 ) * REGALZEILENZAHL
                + ( Z - 1 )
                ) * REGALFACHZAHN
                + F + 1 ; /* in erster Zeile Lagerdimensionen */
GET FROM LAGERDATEI BY LINE ( DATEIZEILE ) ; /* Positionierung */
GET REGAL ,
    ZEILE ,
    FACHNR ,
    FACHDATEN . ANZAHL ,
    FACHDATEN . ART . BESTELLN ,
    FACHDATEN . ART . BEZEICHNUNG ,
    FACHDATEN . ART . GEWICHT
    FROM LAGERDATEI BY R ( LAGERFORMAT ) ;
END ; /* Prozedur LAGERDATEN */

```

#### Beispiel 4.7: Prozedur zum Einlesen der Hochregallagerdaten aus der Lagerdatei

Das einzige, was wir jetzt noch brauchen, sind die Regalzahl, die Zahl der Zeilen in einem Regal und die Zahl der Fächer in einer Regalzeile, die wir jetzt nicht mehr mit dem UPB-Operator ermitteln können. Am günstigsten ist es, wenn wir diese Informationen in die erste Zeile unserer Lagerdatei schreiben. Wir wollen annehmen, dass sie dort stehen und dass wir sie bereits in den Rechner eingelesen haben. Jetzt können wir mit der Prozedur aus Beisp. 4.7 die Dateizeilennummer berechnen, auf die Zeile positionieren und die Daten einlesen, indem wir diese Prozedur aufrufen:

```

CALL LAGERDATEN(2,3,4,FACHDATEN);

SPC (LAGERDATEI,ARTIKELDATEI) DATION INOUT ALPHIC
  DIM(,) TFU DIRECT NOSTREAM CONTROL (ALL);
LAGERDATEN:PROC((R,Z,F) FIXED,FACHDATEN LAGERFACH IDENT);
  /*****
   * Die Prozedur liest die Daten für das Fach in Regal R,
   * Regalzeile Z und Fachnummer Z auf einer ALPHIC-Datenbank
   * Version 1.2 / 7.7.84 / Frevert
   *****/
DCL DATEIZEILE FIXED;
DATEIZEILE:=( (R-1)*REGALZEILENZAHL
              +(Z-1)
              +F)
              ) *REGALFACHZAHN
GET FROM LAGERDATEI BY LINE(DATEIZEILE); /* Positionierung */
GET FACHDATEN.ANZAHN,
  FACHDATEN.ART.BESTELLNUMMER
  FROM LAGERDATEI BY R(LAGERFORMAT);
DATEIZEILE:=FACHDATEN.ART.BESTELLNUMMER;
GET FROM ARTIKELDATEI BY LINE(DATEIZEILE);
GET FACHDATEN.ART.BEZEICHNUNG,
  FACHDATEN.ART.GEWICHT
  FROM ARTIKELDATEI BY R(ARTIKELFORMAT);
END; /* Prozedur LAGERDATEN */

```

Beisp. 4.8 Prozedur zum Einlesen der Hochregallagerdaten aus der Lagerdatenbank. Darüber die Dationspezifikationen

Unsere Lagerdatei ist vom Standpunkt eines Datenbankfachmanns nicht besonders günstig aufgebaut, weil wir zwar 1.800 Lagerfächer haben, aber sicher nicht 1.800 verschiedene Artikelarten. Deshalb können wir wieder Platz sparen, wenn wir in die Lagerdatei nur die Anzahl der Artikel und deren Bestellnummer schreiben und eine Artikeldatei für die Datentripel Bestellnummer, Bezeichnung und Gewicht anlegen. Das hat außerdem den Vorteil, dass wir nur eine einzige Eintragung zu ändern haben, wenn sich durch technische Fortschritte das Gewicht eines Artikels ändert, anstatt dies für jedes Lagerfach tun zu müssen, in der sich derartige Artikel befinden. Wenn die Artikeldatei nach Bestellnummer geordnet ist und diese von 1 an ununterbrochen fortlaufende Werte haben, entspricht die Zeilennummer in der Artikeldatei gleichzeitig der Bestellnummer, die wir deshalb nicht noch einmal in die Artikeldatei zu schreiben brauchen. Beisp. 4.8 zeigt die Prozedur zum Einlesen der Daten auf der Lagerdatenbank, in die jetzt auch die unnötigen Informationen über Regalnummer usw. nicht mehr eingetragen sind. Das bedeutet natürlich, dass wir auch das Einleseformat ändern müssen.

Obwohl sich unsere Datenorganisation gründlich geändert hat, wirken sich diese Änderungen auf das Innenleben unserer Prozedur und auf die verwendeten Formate aus. Im übrigen Programm können wir nach wie vor die Lagerdaten durch Aufrufe wie

```
CALL LAGERDATEN(2,3,4,FACHDATEN);
```

gewinnen. Wir haben also sehr erfolgreich vom Prinzip der schwarzen Kästen Gebrauch gemacht.

## 4.7 Ein-/Ausgabe mit Interndarstellung

Unsere Lagerdatenbank hat noch einen Nachteil: Die Daten stehen als Folgen von Druckzeichencodes in der Plattenspeicherdatei und müssen beim Einlesen in die Interndarstellung umgewandelt werden. Für den Programmtest hat das zwar den Vorteil, dass wir die Daten in der Datei direkt mit unserem Texteditor ansehen können. Beim ernsthaften Betrieb kostet diese Umwandlung jedoch unnötig Rechenzeit. Außerdem wird auch Speicherplatz verschwendet. Wenn eine `FLOAT`-Zahl mit siebenstelliger Genauigkeit als Zeichenkette gespeichert wird, sind das 13 Zeichen, weil der Rechner nur zwei Druckzeichen in ein 16-Bit-Wort packen kann, werden also sieben Worte an Stelle der zwei Worte Interndarstellung benötigt. Wir tun deshalb gut daran, uns zwei Systemdatenstationen einrichten zu lassen, in die wir Daten in Interndarstellung schreiben können. Sie werden im Problemteil mit `ALL` statt `ALPHIC` spezifiziert.

Jetzt können wir unsere Einleseprozedur noch einmal umschreiben, indem wir `GET` durch `READ` ersetzen und die Formatlisten weglassen (Beisp. 4.9). Voraussetzung dafür ist selbstverständlich, dass wir die Daten mit `WRITE` statt mit `PUT` in die Dateien eintragen.

```
LAGERDATEN:PROC((R,Z,F) FIXED,FACHDATEN LAGERFACH IDENT);
/*
 * Die Prozedur liest die Daten für das Fach in Regal R,
 * Regalzeile Z und Fachnummer Z aus einer Interndatenbank
 * Version 1.3 / 7.7.84 / Frevert
 */
DCL DATEIZEILE FIXED;
DATEIZEILE:=( (R-1)*REGALZEILENZAHL
              +(Z-1)
              ) * REGALFACHZAHL
              +F;
READ FROM LAGERDATEI BY LINE(DATEIZEILE; /* Positionierung */
READ FACHDATEN.ANZAHL,
      FACHDATEN.ART.BESTELLNUMMER
      FROM LAGERDATEI;
DATEIZEILE:=FACHDATEN.ART.BESTELLNUMMER;
READ FROM ARTIKELDATEI BY LINE(DATEIZEILE);
READ FACHDATEN.ART.BEZEICHNUNG,
      FACHDATEN.ART.GEWICHT
      FROM ARTIKELDATEI;
END; /* Prozedur LAGERDATEN */
```

Beisp. 4.9 Prozedur zum Einlesen der Hochregallagerdaten in Interndarstellung aus der Lagerdatenbank

Noch besser liegen die Dinge, wenn unser PEARL-System die Vereinbarung von Datenstationen gestattet. Dann können wir nämlich zwei Datentypen vereinbaren und die Datenstationen wirklich maßschneidern (Beisp. 4.10). Die Lagerdatei machen wir genau so groß, wie es nötig ist. Bei der Artikeldatei lassen wir die Zahl der Elemente offen, um neue Artikel mit neuer Bestellnummer ergänzen zu können.

```
TYPE LAGERFACH STRUCT (/ANZAHL,BESTELLNUMMER) FIXED/);
TYPE ARTIKEL STRUCT (/BEZEICHNUNG CHAR(20),GEWICHT FLOAT/);
DCL LAGERDATEI DATION INOUT LAGERFACH DIM(6,10,30)
      DIRECT NOSTREAM CONTROL(ALL) CREATED(PLATTENSPEICHER);
DCL ARTIKELDATEI DATION INOUT ARTIKELDIM(*,1)
      DIRECT NOSTREAM CONTROL(ALL) CREATED(PLATTENSPEICHER);
```

Beisp. 4.10 Vereinbarung von Datenstationen für die Hochregallagerdatenbank

Unsere Prozedur schreiben wir unter Verwendung der neuen Datentypen (Beisp. 4.11).

Wenn jemand einwendet, Bestellnummern seien normalerweise nicht lückenlos fortlaufend mit 1 beginnend aufgebaut, können wir ihm entgegen, dass wir in einem solchen Fall einfach unsere

Typdefinitionen ändern und in die Lagerdatei nicht die Bestellnummer, sondern einen Verweis auf die Eintragung in der Artikeldatei eintragen (4.12). Die Änderung an unserer Einleseprozedur ist so trivial, dass wir sie hier nicht abzdrukken brauchen.

```
LAGERDATEN: PROC( (R,Z,F) FIXED,
                  FACHDATEN LAGERFACH IDENT,
                  ARTIKELDATEN ARTIKEL IDENT);
/*****
* Die Prozedur liest die Daten für das Fach in Regal R,
* Regalzeile Z und Fachnummer Z aus einer Interndatenbank
* Version 1.4 / 7.7.84 / Frevert
*****/
DCL DATEIZEILE FIXED;
READ FROM LAGERDATEI BY POS(R,Z,F);          /* Positionierung */
READ FACHDATEN FROM LAGERDATEI;
DATEIZEILE:=FACHDATEN.BESTELLNUMMER;
READ FROM ARTIKELDATEI BY LINE(DATEIZEILE);
READ ARTIKELDATEN FROM ARTIKELDATEI;
END; /* Prozedur LAGERDATEN */
```

Beisp. 4.11 Prozedur zum Einlesen der Hochregallagerdaten in Interndarstellung aus der Lagerdatenbank mit maßgeschneiderten Dateien

```
TYPE LAGERFACH STRUCT(/(ANZAHL,VERWEIS) FIXED/);
TYPE ARTIKEL STRUCT(/BESTELLNUMMER FIXED,
                    BEZEICHNUNG CHAR(20),
DCL LAGERDATEI DATION INOUT LAGERFACH DIM(6,10,30)
    DIRECT NOSTREAM CONTROL(ALL) CREATED(PLATTENSPEICHER);
DCL ARTIKELDATEI DATION INOUT ARTIKEL DIM(*,1)
    DIRECT NOSTREAM CONTROL(ALL) CREATED(PLATTENSPEICHER);
```

Beisp. 4.12 Vereinbarung von Datenstationen für die Hochregallagerdatenbank mit nicht monotonen Bestellnummern

Wenn wir noch mehr über Datenbanken lernen wollen, sollten wir uns in ein spezielles Lehrbuch vertiefen. Für jetzt sollte uns genügen, dass PEARL für ihren Aufbau gute Mittel liefert. Das ist deshalb wichtig, weil Datenbanken auch für die Prozessdatenverarbeitung eine immer größere Rolle spielen.

## 4.8 Prozessein-/ausgabe

Bei der Prozessdatenein- und -ausgabe werden in PEARL Bitketten mit SEND-Anweisungen an Geräte ausgegeben, die die Bitwerte in Schalterstellungen, Spannungspegel oder andere binäre Informationen umwandeln. Bei der Ausgabe analoger Ströme und anderer Größen mit einem größeren Wertebereich dürfen auch FIXED-Werte übertragen werden. Umgekehrt werden Prozesswerte mit TAKE-Anweisungen in den Hauptspeicher geholt. Die Datenstationen sind in beiden Fällen vom Typ BASIC.

Verständlicherweise unterscheiden sich die Prozessperipheriegeräte und die Art, wie wir mit ihnen umzugehen haben, von Hersteller zu Hersteller. Wir müssen deshalb bei der Programmierung der Prozessausgabe im Normalfall die Gerätebeschreibungen und das Implementationshandbuch der jeweiligen Lieferfirma stärker zu Rate ziehen, als bei der normalen Ein-/Ausgabe. Um das Prinzip zu zeigen, wollen wir hier ein einigermaßen verallgemeinertes Beispiel betrachten. Wir wollen annehmen, dass in unserem Prozess 12 gleichartige Motoren vorhanden sind, die wir gleichzeitig oder einzeln ein- oder ausschalten wollen.

Zunächst müssen diese Motoren im Systemteil einen Namen bekommen. Wir wollen annehmen, dass wir sie über eine Digitalausgabe vom Type DGA80 ansteuern wollen, die insgesamt 80

Einzelausgabekanäle hat. Wenn wir ein 1-Bit auf einen dieser Kanäle geben, wird ein Relais-Schalter geschlossen und im Falle der Motoren dadurch ein Schaltschütz aktiviert. Umgekehrt wird durch Ausgabe eines 0-Bits der Schalter geöffnet, so dass das Schaltschütz abfällt. Der erste Motor wird über Ausgang Nr. 10 geschaltet, die übrigen mit den daraus folgenden Ausgängen. Beisp. 4.12 zeigt die Systemteilzeile, die wir zunächst dort einsetzen müssen, und den Anfang des Problemtails.

BASIC-Datenstationen haben im Allgemeinen eine sehr einfache Struktur. Jede von ihnen ist ein-dimensional und unbegrenzt (DIM(\*) ), die Daten werden einzeln übertragen (kein TFU oder TFU MAX), Positionierung erfolgt natürlich nur in Vorwärtsrichtung, ein Steuerkanal ist auch nicht da, so dass die Spezifikation in Beisp. 4.13 voll ausreicht.

```
SYSTEM;
.
.
MOTOREN(1:12):<-DGA80*10,12;
PROBLEM;
SPC MOTOREN ( ) DATION OUT BASIC;
```

Beisp. 4.13 Benennung und Spezifikation einer Gruppe von 12 Motoren

Bevor wir mit den Motoren arbeiten, müssen die Datenstation, über die wir die Schaltschütze ansprechen, eröffnen. Möglicherweise müssen wir dabei herstellabhängige Eröffnungsformate benutzen. Wir wollen hier annehmen, dass ein schlichtes OPEN genügt. Wir werden zunächst alle Motoren ausschalten, obwohl wir annehmen dürfen, dass über alle Kanäle der Digitalausgabe vor dem Programmstart 0-Bits ausgegeben werden. Das alles machen wir mit der Prozedur ANLAGENSTART aus Beisp. 4.13. Vorher haben wir das Bitmuster ALLESAUS als benannte Konstante vereinbart, damit unser Programm nicht nur für den Rechner, sondern auch für uns verständlich wird.

```
DCL ALLESAUS INV BIT(12) INIT('000'B4,
    EIN INV BIT(1) INIT('1'B),
    AUS INV BIT(1) INIT('0'B),
    HALLENLUEFTER INV FIXED INIT(5));
.
.
ANLAGENSTART:PROC;
/*****
* Die Prozedur eröffnet die MOTOREN-Datenstationen und
* bringt sie in den Anfangszustand „ausgeschaltet“
* Version 1.1 / 7.7.84 / Frevert
*****/
OPEN MOTOREN;
SEND ALLESAUS TO MOTOREN;
END;/* Prozedur ANLAGENSTART */
```

Beisp. 4.14 Eröffnen der Datenstationen und Ausschalten der Motoren

Zum Ein- und Ausschalten der einzelnen Motoren schreiben wir eine weitere Prozedur SCHALTEN (Beisp. 4.15). Für ihren Aufruf benutzen wir einige Konstanten, die wir in Beisp. 4.14 gleich mit vereinbart haben. Dadurch wird der Aufruf in Beisp. 4.15 wieder sehr leicht verständlich.

```
SCHALTEN:PROC(MOTORENNUMMER,ZUSTAND);
/*****
* Die Prozedur schaltet den Motor mit MOTORNUMMER in den
* gewünschten Zustand
* Version 1.1 / 7.7.84 / Frevert
*****/
```

```

SEND ZUSTAND TO MOTOREN(MOTORNUMMER);
END; /* Prozedur SCHALTEN */

```

```

CALL SCHALTEN(HALLENLUEFTER,EIN);

```

Beisp. 4.15 Prozedur zum Ein- oder Ausschalten eines einzelnen Motors sowie deren Aufruf

```

SYSTEM;
DIGITALAUSGABE:DGA<-PDVLS(4);
.
.
PROBLEM;
SPC DIGITALAUSGABE DATION OUT BASIC;
.
.
DCL ALLESAUS INV BIT(12) INIT('000'B4),
EIN INV BIT(1) INIT('1'B),
AUS INV BIT(1) INIT('0'B),
HALLENLUEFTER INV FIXED INIT(5);
ERSTERMOTOR INV FIXED INIT(10);
ALLEMOTOREN INV FIXED INIT(22);
DCL DIGITALAUSGABEKANAL FIXED;
.
.
ANLAGENSTART:PROC;
/*****
* Die Prozedur erffnet die MOTOREN-Datenstationen und bringt sie *
* in den Anfangszustand „ausgeschaltet“ *
* Ffr KAE EPR1300 *
* Version 2.1 / 7.7.84 / Frevert *
*****/
OPEN DIGITALAUSGABE BY PC(DIGITALAUSGABEKANAL);
DIGITALAUSGABEKANAL:=ALLEMOTOREN;
SEND ALLESAUS TO DIGITALAUSGABE;
END; /* Prozedur ANLAGENSTART */

SCHALTEN:PROC(MOTORNUMMER,ZUSTAND);
/*****
* Die Prozedur schaltet den Motor mit MOTORNUMMER in den *
* gewfnschten Zustand (Version ffr KAE EPR1300) *
* Version 2.1 / 7.7.84 / Frevert *
*****/
DIGITALAUSGABEKANAL:=MOTORNUMMER-ERSTERMOTOR+1;
SEND ZUSTAND TO DIGITALAUSGABE;
END; /* Prozedur SCHALTEN */

```

Beisp. 4.16 Die Prozeduren aus Beisp. 4.14 und Beisp. 4.15, umgeschrieben ffr einen andere Anlage

Dadurch, dass wir den Umgang mit unseren Motoren in Prozeduren versteckt haben, brauchen wir nur diese „schwarzen Kästen“ zu ändern, wenn unsere Anlage mit einem anderen Rechner ausgestattet werden soll und der Hersteller andere Vorschriften für die Programmierung seiner Prozessperipherie macht. Bei dem Rechnertyp EPR1300 von Krupp-Atlas-Elektronik, auf dem die meisten Beispiele getestet wurden, hätten Systemteil und Prozeduren beispielsweise so ausgesehen, wie es in Beisp. 4.16 gezeigt ist. Sie sehen etwas anders aus. Unser sonstiges Programm würde aber so bleiben wie es war, weil sich die Aufrufe nicht geändert haben.

```
STROMAUSGABE:PROC(MASTROM FLOAT);
  /*****
  * Die Prozedur gibt den Strom (mA) mit der Analogausgabe aus      *
  * Version 1.1 / 7.7.84 / Frevert                                  *
  *****/
  DCL FIXEDSTROM FIXED;
  FIXEDSTROM:=ROUND(MASTROM * 100);
  SEND FIXEDSTROM TO ANALOGAUSGABE);
END; /* Prozedur STROMAUSGABE */
```

Beisp. 4.17 Prozedur zur Ausgabe des Stroms

Zum Schluss dieses Kapitels wollen wir noch eine Prozedur (Beisp. 4.17) ansehen, die einen Strom über eine Analogausgabe aussendet. Der Maximalstrom beträgt 20 mA. Um ihn auszugeben, muss eine `FIXED`-Zahl mit dem Wert 2000 übertragen werden. Die Ströme können auch negativ sein. Um eine bequeme Programmierung zu erreichen, darf der Benutzer beim Aufruf der Prozedur die Ströme als `FLOAT`-Zahlen angeben.



## 5. Module und ihre Schnittstellen

In Kapitel 1.1 haben wir gelernt, dass ein PEARL-Programm aus vielen Modulen bestehen darf, die wir einzeln übersetzen können. Wir wissen inzwischen auch, dass ein Modul die Objekte eines anderen Moduls nur benutzen kann, wenn sie dort mit der Eigenschaft `GLOBAL` vereinbart worden sind. Wir werden diese Kenntnisse in Zukunft anwenden, um unsere Programme leichter wartbar und robuster zu machen. Wir werden dabei zunächst lesen, nach welchen Gesichtspunkten wir Programme in Module aufteilen sollten, die noch nicht für Echtzeitverarbeitung geschrieben sind und deshalb nur eine einzige Task enthalten. Im nächsten Teil werden dann einige Regeln für die Gliederung von Echtzeitprogramm-Modulen hinzukommen.

Eine grundsätzliche Regel können wir jedoch schon hier formulieren: Wir sollten uns bei jedem Programm genau überlegen, wie wir es so in Module aufteilen können, dass die einzelnen Module möglichst wenig von den anderen sehen müssen. Daraus ergibt sich, dass Programmteile, die sehr eng zusammen arbeiten, in einen Modul gehören.

Dem Systemteil und benannten Konstanten, die von allen Teilen unseres Programms benutzt werden, widmen wir einen eigenen Modul.

### 5.1 Abstrakte Datentypen

In den Kapiteln 4.6 und 4.7 haben wir uns mit der Datenhaltung für ein Hochregallager beschäftigt. Dessen Daten waren ursprünglich in einer Matrix von Verbunden im Hauptspeicher gehalten worden. Dann haben wir sie zunächst in eine `ALPHIC`-Datei geschrieben, aus der wir etwas später zwei Dateien gemacht haben, weil uns das praktischer erschien. Schließlich sind wir noch einen Schritt weiter gegangen und haben sie in Interndarstellung in Plattenspeicherdateien gehalten.

Jede dieser Verbesserungen würde sich in einem großen Programm auf viele Programmteile auswirken und dort eine Flut von Änderungen notwendig machen, die alle getestet werden müssten. Wir haben aber inzwischen gelernt, dass es große Vorteile bietet, wenn wir nicht direkt mit Zuweisungen oder Ein-/Ausgabeweisungen auf Daten zugreifen, sondern dies mit Hilfe von Prozeduraufrufen tun. Dann brauchen wir nämlich nur die Zugriffsprozeduren zu ändern und können deren Aufrufe in den übrigen Programmteilen so lassen, wie sie waren. Wir sollten deshalb in Zukunft grundsätzlich die Entwicklung von Programmen damit beginnen, dass wir uns überlegen, mit welchen Daten wir eigentlich arbeiten müssen, ohne daran zu denken, ob sie nun als `FIXED` oder `FLOAT` oder als Matrix oder Verbund vereinbart werden sollen, sondern zunächst nur die Mechanismen entwerfen, mit denen wir Daten einlesen, zwischenspeichern oder ausgeben wollen. In der Informatik gibt es für dieses Konglomerat aus ganz allgemeiner Datenbeschreibung und den Zugriffsmöglichkeiten den Begriff „abstrakter Datentyp“.

Bei der praktischen Realisierung eines abstrakten Datentyps müssen wir in PEARL Prozedurköpfe entwickeln. Wie die Prozeduren innen aussehen, wird sich aus praktischen Aspekten wie Speicherplatzbedarf und Schnelligkeit des Zugriffs ergeben. Um zu verhindern, dass irgend jemand bei der Programmentwicklung oder bei der späteren Wartung noch direkt, unter Umgehung der Prozeduren auf die Daten zugreift, werden wir die Daten in einem Modul „verstecken“ und nur die Zugriffsprozeduren global bekannt machen. In einem gut konstruierten PEARL-Programm gibt es deshalb keine globalen Variablen. Dadurch dauert es zwar etwas länger, bis ein Variablenwert in einen anderen Modul geholt worden ist, aber das ist halt der Preis, den wir für die bessere Struktur und geringere Fehleranfälligkeit unserer Programme zahlen müssen. Durch unordentlichen Aufbau von Programmen kann man eventuell etwas Zeit sparen. Wirklich durchschlagende Verminderungen von Rechenzeiten bekommen wir jedoch nur durch grundlegende Strategieänderungen, und die erfordern bei schlecht strukturierten Programmen meist eine völlige Neuprogrammierung.

```

MODULE (LAGER);                                /* evtl. Klammern streichen */
/*****
 * Der Modul enthält die Zugriffsprozeduren für die Lager-
 * datenbank sowie alle für den Test benötigten Programmteile
 * Version 1.1 / 8.7.84 / Frevert
 *****/
/*****Nur für Test*****/
/*&*/ SYSTEM;                                /* EPR1300 */
/*&*/     TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);
/*&*/     LAGERDATEI:LAGFILE<->SDVLS(4);
/*&*/     ARTIKELDATEI:ARTFILE<->SDVLS(5);
/*&*/     EINGABEFEHLER:SGARRAY(3)->SGLST(3);
/*****
PROBLEM;
    TYPE LAGERFACH STRUCT(/(ANZAHL,BESTELLNUMMER)FIXED)/;
    TYPE ARTIKEL STRUCT(/BEZEICHNUNG CHAR (20),GEWICHT FLOAT/);
/*****Nur für Test*****/
/*&*/ SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC
/*&*/     DIM(,) TFU MAX FORWARD CONTROL(ALL);
/*&*/ SPC EINGABEFEHLER SIGNAL;
/*****
    SPC (LAGERDATEI,ARTIKELDATEI) DATION INOUT ALL
        DIM(,) TFU DIRECT NOSTREAM CONTROL(ALL) GLOBAL;
    DCL MAXBESTELLNUMMER FIXED INIT(0),
        REGALZEILENZAHLE INV FIXED INIT(10),
        REGALFACHZAHLE INV FIXED INIT(35),
        LAGERDATEINAME INV CHAR(10) INIT ('LAGER-DA');
        ARTIKELDATEINAME INV CHAR(10) INIT ('ARTIKEL-DA');
/*****Nur für Test*****/
/*&*/ KOPFFORMAT:FORMAT((A(5),X,A(5),X,A(4),X,A(6),X,A(6),
/*&*/     X,A(20),X,A(9),SKIP;
/*&*/ LAGERFORMAT:FORMAT (F(5),X,F(5),X,F(4),X,F(6),X,F(6),
/*&*/     X,A(20),X,E(9,2,3),SKIP;
/*&*/ ARTIKELKOPF:FORMAT(A(6),X,A(9),SKIP;
/*&*/ ARTIKELFORMAT:FORMAT(A(6),X,A(9),SKIP;
/*****
LAGERINIT:PROC GLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur eröffnet die Dateien und holt deren Kenndaten aus
 * der ersten Zeile
 * Version 1.1 / 8.7.84 / Frevert
 *****/
DCL ERSTERARTIKEL ARTIKEL;
OPEN LAGERDATEI BY IDF(LAGERDATEINAME),OLD;
OPEN ARTIKELDATEI BY IDF(ARTIKELDATEINAME),OLD;
READ FROM LAGERDATEI BY LINE(1);
READ REGALZEILENZAHLE,REGALFACHZAHLE FROM LAGERDATEI;
READ FROM ARTIKELDATEI BY LINE(1);
READ ERSTERARTIKEL.BEZEICHNUNG,
    ERSTERARTIKEL.GEWICHT FROM ARTIKELDATEI;
MAXBESTELLNUMMER:=ROUND ERSTERARTIKEL.GEWICHT;
END;/* Prozedur LAGERINIT*/

```

Beisp. 5.1, Teil 1: Modul, der den abstrakten Datentyp Hochregallager enthält sowie die für einen Test notwendigen Programmteile

```

LAGERCLOSE:PROCGLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur schließt die Dateien
 * Version 1.1 / 8.7.84 / Frevert
 *****/

```

```

***** /
DCL HILFSARTIKEL ARTIKEL;
HILFSARTIKEL.BEZEICHNUNG:=' ';
HILFSARTIKEL.GEWICHT:=TOFLOAT MAXBESTELLNUMMER;
WRITE HILFSARTIKEL.BEZEICHNUNG,
      HILFSARTIKEL.GEWICHT      TO ARTIKELDATEI;
CLOSE LAGERDATEI;
CLOSE ARTIKELDATEI,
END; /* Prozedur LAGERCLOSE */

HOECHSTEBESTELLNUMMER:PROC RETURNS(FIXED) GLOBAL;
/*****
 * Die Funktionsprozedur ermittelt die höchste Bestellnummer in der
 * Artikeldatei
 * Version 1.2 / 7.7.84 / Frevert
 *****/
RETURN(MAXBESTELLNUMMER);
END; /* Prozedur HOECHSTEBESTELLNUMMER */

LAGERDATEN:PROC ((R,Z,F) FIXED,FACHDATEN LAGERFACH IDENT,
                DIESERARTIKEL IDENT) GLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur liest die Daten für das Fach in Regal R,
 * Regalzeile Z und Fachnummer Z aus der Datenbank
 * Version 1.2 / 7.7.84 / Frevert
 *****/
DCL DATEIZEILE FIXED;
DATEIZEILE:=( (R-1)*REGALZEILENZAHL
              +(Z-1)
              +F+1) * REGALFACHZAHN
              /* Kenndaten in 1. Zeile */
READ FROM LAGERDATEI BY LINE(DATEIZEILE); /* Positionierung */
READ FACHDATEN.ANZAHN,
      FACHDATEN.BESTELLNUMMER FROM LAGERDATEI;
CALL ARTIKELDATEN(FACHDATEN.BESTELLNUMMER,DIESERARTIKEL);
END; /* Prozedur LAGERDATEN */

ARTIKELDATEN:PROC(BESTELLNUMMER FIXED,
                 ARTIKELDATEN ARTIKEL IDENT) GLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur liest die Daten für den Artikel mit der
 * Bestellnummer aus der Datenbank
 * Version 1.2 / 7.7.84 / Frevert
 *****/
DCL DATEIZEILE FIXED;
DATEIZEILE:=BESTELLNUMMER+1; /* Kenndaten in 1. Zeile */
READ FROM ARTIKELDATEI BY LINE(DATEIZEILE);
READ DIESERARTIKEL.BEZEICHNUNG,
      DIESERARTIKEL.GEWICHT FROM ARTIKELDATEI;
END; /* Prozedur ARTIKELDATEN */

```

Beisp. 5.1, Teil 2:

```

EINLAGERN PROC((R,Z,F) FIXED,FACHDATEN INV LAGERFACH IDENT) GLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur bringt die Daten für das Fach in Regal R,
 * Regalzeile Z und Fachnummer Z in die Lagerdatei
 * Version 1.2 / 7.7.84 / Frevert
 *****/
DCL DATEIZEILE FIXED;
DATEIZEILE:=( (R-1)*REGALZEILENZAHL
              +(Z-1)
              +F+1;
              )REGALFACHZAHL
/* Kenndaten in 1. Zeile */
WRITE TO LAGERDATEI BY LINE(DATEIZEILE); /* Positionierung */
WRITE FACHDATEN.ANZAHL,
      FACHDATEN.BESTELLNUMMER TO LAGERDATEI;
WRITE TO LAGERDATEI BY SKIP;
END/* Prozedur EINLAGERN */

```

```

NEUERARTIKEL:PROC(ARTIKELDATEN INV ARTIKEL IDENT)
                RETURNS(FIXED) GLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur bringt die Daten eines neuen Artikels in die
 * Artikeldatei und korrigiert die maximale Artikelzahl; die
 * Bestellnummer wird zurückgegeben.
 * Version 1.1 / 8.7.84 / Frevert
 *****/
DCL DATEIZEILE FIXED;
MAXBESTELLNUMMER:=MAXBESTELLNUMMER+1;
DATEIZEILE:=MAXBESTELLNUMMER+1; /* in 1. Zeile Kenndaten */
WRITE TO ARTIKELDATEI BY LINE(DATEIZEILE);
WRITE ARTIKELDATEN.BEZEICHNUNG,
      ARTIKELDATEN.GEWICHT TO ARTIKELDATEI;
WRITE TO ARTIKELDATEI BY SKIP;
RETURN(MAXBESTELLNUMMER);
END/* Prozedur NEUERARTIKEL */

```

Beisp. 5.1, Teil 3: Ende der zu testenden Programmteile

```

/*****Nur für Test*****/
/*&*/ BEFEHLSEINGABE:PROC(VOREINSTELLUNG BIT(1), /*$*/
/*&*/          FRAGE CHAR(30), /*$*/
/*&*/          GERAET DATION INOUT ALPHIC /*$*/
/*&*/          DIM(,) TFU MAX /*$*/
/*&*/          FORWARD CONTROL(ALL) IDENT) /*$*/
/*&*/          RETURNS(BIT(1)) GLOBAL; /*$*/
/*&*/ /*****
/*&*/ * Die Prozedur dient zum Einlesen von Bedienbefehlen * /*$*/
/*&*/ * Version 1.1 / 8.7.84 / Frevert * /*$*/
/*&*/ *****/ /*$*/
/*&*/ DCL ANTWORT CHAR(2) INIT('NE'); /*$*/
/*&*/ IF VOREINSTEILLUNG THEN /*$*/
/*&*/     ANTWORT:='JA'; /*$*/
/*&*/ FIN; /*$*/
/*&*/ ON EINGABEFehler: PUT TO GERAET BY SKIP; /*$*/
/*&*/ REPEAT /*$*/
/*&*/     PUT FRAGE,'? (',ANTWORT,') ':' TO GERAET /*$*/
/*&*/     BY (3)A,SKIP; /*$*/
/*&*/     GET ANTWORT FROM GERAET; /*$*/
/*&*/     IF ANTWORT=='JA' OR ANTWORT=='NE' THEN /*$*/
/*&*/         RETURN(ANTWORT=='JA'); /*$*/
/*&*/     ELSE /*$*/
/*&*/         PUT 'BITTE JA ODER NE' TO GERAET; /*$*/
/*&*/     FIN; /*$*/
/*&*/ END; /*$*/
/*&*/ END; /* Prozedur BEFEHLSEINGABE */ /*$*/
/*&*/
/*&*/ ZEILENEINGABE:PROC(FRAGE CHAR(30), /*$*/
/*&*/          GERAET DATION INOUT ALPHIC /*$*/
/*&*/          DIM(,) TFU MAX /*$*/
/*&*/          FORWARD CONTROL(ALL) IDENT) /*$*/
/*&*/          RETURNS(CHAR(80)); /*$*/
/*&*/ /*****
/*&*/ * Die Prozedur dient zur Eingabe von Textzeilen * /*$*/
/*&*/ * Version 1.1 / 8.7.84 / Frevert * /*$*/
/*&*/ *****/ /*$*/
/*&*/ DCL ZEILE CHAR(80); /*$*/
/*&*/ DCL OK BIT(1) INIT('1B'); /*$*/
/*&*/ ON EINGABEFehler:BEGIN /*$*/
/*&*/     OK:='0'B; /*$*/
/*&*/     PUT TO GERAET BY SKIP; /*$*/
/*&*/     END; /*$*/
/*&*/ REPEAT /*$*/
/*&*/     OK:='1'B; /*$*/
/*&*/     PUT FRAGE,'?:' TO GERAET BY (2)A,SKIP; /*$*/
/*&*/     GET ZEILE FROM GERAET; /*$*/
/*&*/     IF OK THEN RETURN(ZEILE); FIN; /*$*/
/*&*/     PUT 'FEHLEINGABE' TO GERAET; /*$*/
/*&*/     END; /*$*/
/*&*/ END; /* Prozedur ZEILENEINGABE */ /*$*/
/*&*/

```

Beisp. 5.1, Teil 4: Hilfsprozeduren für Test

```

/*&*/  FIXEDEINGABE:PROC(FRAGE CHAR(30),                                /*$*/
/*&*/                                     GERAET DATION INOUT ALPHIC      /*$*/
/*&*/                                     DIM(,) TFU MAX                    /*$*/
/*&*/                                     FORWARD CONTROL(ALL) IDENT)      /*$*/
/*&*/                                     RETURNS(FIXED);                /*$*/
/*&*/  /*****
/*&*/    * Die Prozedur dient zur Eingabe von FIXED-Zahlen          *
/*&*/    * Version 1.1 / 8.7.84 / Frevert                          *
/*&*/    *****/
/*&*/  DCL ANTWORT FIXED;
/*&*/  ON EINGABEFehler:BEGIN
/*&*/      OK:='0'B;
/*&*/      PUT TO GERAET BY SKIP;
/*&*/  END;
/*&*/  REPEAT
/*&*/      OK:='1'B;
/*&*/      PUT FRAGE,'?:' TO GERAET BY (2)A,SKIP,
/*&*/      GET ZEILE FROM GERAET;
/*&*/      IF OK THEN RETURN (ANTWORT); FIN;
/*&*/      PUT 'FEHLEINGABE' TO GERAET;
/*&*/  END;
/*&*/ END; /* Prozedur FIXEDEINGABE */
/*&*/
/*&*/  FLOATEINGABE:PROC(FRAGE CHAR(30),                                /*$*/
/*&*/                                     GERAET DATION INOUT ALPHIC      /*$*/
/*&*/                                     DIM(,) TFU MAX                    /*$*/
/*&*/                                     FORWARD CONTROL(ALL) IDENT)      /*$*/
/*&*/                                     RETURNS(FLOAT);                /*$*/
/*&*/  /*****
/*&*/    * Die Prozedur dient zur Eingabe von FLOAT-Zahlen          *
/*&*/    * Version 1.! / 8.7.84 / Frevert                          *
/*&*/    *****/
/*&*/  DCL ANTWORT FLOAT;
/*&*/  ON EINGABEFehler:BEGIN
/*&*/      OK:='0'B;
/*&*/      PUT TO GERAET BY SKIP;
/*&*/  END;
/*&*/  REPEAT
/*&*/      OK:='1'B;
/*&*/      PUT FRAGE,'? :' TO GERAET BY (2)A,SKIP;
/*&*/      GET ZEILE FROM GERAET;
/*&*/      IF OK THEN RETURN (ANTWORT); FIN;
/*&*/      PUT 'FEHLEINGABE' TO GERAET;
/*&*/  END;
/*&*/ END; /* Prozedur FLOATEINGABE */
/*&*/

```

Beisp. 5.1. Teil 5: Weitere Hilfsprozeduren für Test

```

/*&*/ MAIN: TASK; /*$*/
/*&*/ /****** /*$*/
/*&*/ * Die Task dient zum Test des abstrakten Datentyps * /*$*/
/*&*/ * Hochregallagerdatenbank * /*$*/
/*&*/ * Version 1.1 / 8.7.84 / Frevert * /*$*/
/*&*/ ***** /*$*/
/*&*/ DCL (BESTELLNUMMER,REGALLNR, ZEILENR,FACHNR) FIXED, /*$*/
/*&*/ DIESERARTIKEL ARTIKEL, /*$*/
/*&*/ DIESESFACH LAGERFACH, /*$*/
/*&*/ (EINLAGERUNG,ARTIKELERGAENZEN,ARTIKELLISTE, /*$*/
/*&*/ INHALTANZEIGE,WIEDERHOLEN ) BIT(1) INIT /*$*/
/*&*/ ( '0'B, '0'B, '0'B, /*$*/
/*&*/ '0'B, '1'B); /*$*/
/*&*/ OPEN TERMINAL; /*$*/
/*&*/ IF BEFEHLSEINGABE('0'B,'NEUES LAGER',TERMINAL) /*$*/
/*&*/ THEN /* Dateien neu anlegen * /*$*/
/*&*/ OPEN LAGERDATEI BY IDF(LAGERDATEINAME),ANY; /*$*/
/*&*/ OPEN ARTIKELDATEI BY IDF(ARTIKELDATEINAME),ANY; /*$*/
/*&*/ DIESERARTIKEL.ANZAHL:=0; /*$*/
/*&*/ DIESERARTIKEL.BESTELLNUMMER:=0; /*$*/
/*&*/ DIESESFACH.BEZEICHNUNG:=0; /*$*/
/*&*/ DIESESFACH.GEWICHT:=0.0; /*$*/
/*&*/ WRITE REGALZEILENZAH,REGALFACHZAH /*$*/
/*&*/ TO LAGERDATEI; /*$*/
/*&*/ WRITE TO LAGERDATEI BY SKIP; /*$*/
/*&*/ /* Anfangs leere Lager- und Artikeldatei */ /*$*/
/*&*/ TO REGALZAH*REGALZEILENZAH*REGALFACHZAH REPEAT /*$*/
/*&*/ WRITE DIESESFACH.ANZAHL, /*$*/
/*&*/ DIESESFACH.BESTELLNUMMER TO LAGERDATEI; /*$*/
/*&*/ WRITE TO LAGERDATEI BY SKIP; /*$*/
/*&*/ END; /*$*/
/*&*/ WRITE DIESERARTIKEL.BEZEICHNUNG, /*$*/
/*&*/ DIESERARTIKEL.GEWICHT TO ARTIKELDATEI; /*$*/
/*&*/ WRITE TO ARTIKELDATEI BY SKIP; /*$*/
/*&*/ CLOSE ARTIKELDATEI; /*$*/
/*&*/ CLOSE LAGERDATEI; /*$*/
/*&*/ FIN; /* Neue Dateien eingerichtet */ /*$*/
/*&*/ /* Test von LAGERINIT */ /*$*/
/*&*/ CALL LAGERINIT; /*$*/
/*&*/ REPEAT /* Solange Testwiederholung gewünscht */ /*$*/
/*&*/ ARTIKELLISTE:=BEFEHLSEINGABE(ARTIKELLISTE, /*$*/
/*&*/ 'ARTIKELLISTE',TERMINAL); /*$*/
/*&*/ IF ARTIKELLISTE THEN /* Artikelliste ausgeben */ /*$*/
/*&*/ PUT 'BESTNR','BEZEICHNUNG','GEWICHT' /*$*/
/*&*/ TO TERMINAL BY R(ARTIKELKOPF); /*$*/
/*&*/ /* Test von HOECHSTBESTELLNUMMER */ /*$*/
/*&*/ FOR BESTELLNUMMER TO HOECHSTBESTELLNUMMER REPEAT /*$*/
/*&*/ /* Test von ARTIKELDATEN */ /*$*/
/*&*/ CALL ARTIKELDATEN(BESTELLNUMMER,DIESERARTIKEL); /*$*/
/*&*/ PUT BESTELLNUMMER, /*$*/
/*&*/ DIESERARTIKEL.BEZEICHNUNG, /*$*/
/*&*/ DIESERARTIKEL.GEWICHT /*$*/
/*&*/ TO TERMINAL BY R(ARTIKELFORMAT); /*$*/
/*&*/ END; /* von Ausgabe der Artikelliste */ /*$*/
/*&*/ FIN; /* Folgt Test von Einlagern */ /*$*/

```

Beisp. 5.1, Teil 6: Anfang der Test-Task

```

/*&*/      EINLAGERUNG:=BEFEHLSEINGABE(EINLAGERUNG,          /*$*/
/*&*/      'EINLAGERN',TERMINAL);                          /*$*/
/*&*/      IF EINLAGERUNG THEN                               /* Artikel einlagern */ /*$*/
/*&*/      REGALNR:=FIXEDEINGABE('REGALNR',TERMINAL);      /*$*/
/*&*/      ZEILENR:=FIXEDEINGABE('ZEILENR',TERMINAL);      /*$*/
/*&*/      FACHNR:=FIXEDEINGABE('FACHNR',TERMINAL);        /*$*/
/*&*/      DIESESFACH.ANZAHL:=FIXEDEINGABE('ANZAHL,TERMINAL); /*$*/
/*&*/      DIESESFACH.BESTELLNMR:=FIXEDEINGABE('BESTELLNMR',TERMINAL); /*$*/
/*&*/      /* Test von EINLAGERN; letztes Fach testen!! */ /*$*/
/*&*/      CALL EINLAGERN(REGALNR,ZEILENR,FACHNR,DIESESFACH); /*$*/
/*&*/      FIN; /* folgt Test von NEUERARTIKEL */           /*$*/
/*&*/      ARTIKELERGAENZEN:=BEFEHLSEINGABE(ARTIKELERGAENZEN, /*$*/
/*&*/      'ARTIKELEINGABE',TERMINAL);                     /*$*/
/*&*/      IF ARTIKELERGAENZEN THEN /* neuen Artikel geben */ /*$*/
/*&*/      DIESERARTIKEL.BEZEICHNUNG:=ZEILENEINGABE        /*$*/
/*&*/      ('BEZEICHNUNG', TERMINAL);                       /*$*/
/*&*/      DIESERARTIKEL.GEWICHT:=FLOATEINGABE              /*$*/
/*&*/      ('GEWICHT', TERMINAL);                           /*$*/
/*&*/      BESTELLNMR:=NEUERARTIKEL(BESTELLNMR,DIESERARTIKEL); /*$*/
/*&*/      PUT 'DIE NEUE BESTELLNMR IST'                     /*$*/
/*&*/      BESTELLNMR TO TERMINAL;                           /*$*/
/*&*/      FIN; /* von EINLAGERN-Test, folgt LAGERDATEN */ /*$*/
/*&*/      INHALTSANZEIGE:=BEFEHLSLESEN(INHALTSANZEIGE,     /*$*/
/*&*/      'DATEN ANZEIGEN',TERMINAL);                       /*$*/
/*&*/      IF INHALTSANZEIGE THEN /* Inhalt eines Fachs */ /*$*/
/*&*/      REGALNR:=FIXEDEINGABE('REGALNR',TERMINAL);      /*$*/
/*&*/      ZEILENR:=FIXEDEINGABE('ZEILENR',TERMINAL);      /*$*/
/*&*/      FACHNR:=FIXEDEINGABE('FACHNR',TERMINAL);        /*$*/
/*&*/      /* Test von Lagerdaten */ /*$*/
/*&*/      CALL LAGERDATEN(REGALNR,ZEILENR,FACHNR,DIESESFACH); /*$*/
/*&*/      PUT 'REGAL','ZEILE','FACH','ANZAHL'              /*$*/
/*&*/      'BESTNR','BEZEICHNUNG','GEWICHT'                 /*$*/
/*&*/      TO TERMINAL BY R(KOPFFORMAT);                     /*$*/
/*&*/      PUT REGALNR,ZEILENR,FACHNR,DIESESFACH.ANZAHL,    /*$*/
/*&*/      DIESESFACH.BESTELLNMR,                           /*$*/
/*&*/      DIESESFACH.BEZEICHNUNG,DIESESFACH.GEWICHT        /*$*/
/*&*/      TO TERMINAL BY R(LAGERFORMAT);                     /*$*/
/*&*/      FIN; / von LAGERDATEN-Test */                     /*$*/
/*&*/      WIEDERHOLEN:=BEFEHLSEINGABE(WIEDERHOLEN,        /*$*/
/*&*/      'WIEDERHOLEN',TERMINAL);                          /*$*/
/*&*/      IF NOT WIEDERHOLEN THEN GOTO EXIT;FIN;           /*$*/
/*&*/      END; /* von Test-Wiederholung */                  /*$*/
/*&*/      EXIT;                                             /*$*/
/*&*/      CALL LAGERCLOSE; /* Test von LAGERCLOSE */       /*$*/
/*&*/      PUT 'PROGRAMM BEENDET' TO TERMINAL;               /*$*/
/*&*/      CLOSE TERMINAL;                                   /*$*/
/*&*/      END; /* Task MAIN */                               /*$*/
/*****
MODEND;

```

Beisp. 5.1 Modul, der den abstrakten Datentyp Hochregallager enthält, sowie die für einen Test notwendigen Programmteile

Beispiel 5.1 zeigt einen Modul, der alle Zugriffsprozeduren auf unsere Hochregallagerdatenbank enthält. Er ist ein gutes Beispiel für die eben gemachte Behauptung: Wir können ein Programm, das mit diesem Modul arbeitet, ziemlich leicht sehr viel schneller machen, indem wir die Lagerdaten nicht in Plattenspeicherdateien halten, sondern direkt im Hauptspeicher. Alle dazu notwendigen Änderungen würden nur die Prozeduren dieses Moduls betreffen und sind an einem Tag durchzuführen und zu testen. Wenn andererseits die READ- und WRITE-Anweisungen direkt



in einem großen Prozess stünden, würde das Ändern und Testen wahrscheinlich wochenlange Arbeit bedeuten.

Wenn wir den Modul genau betrachten, entdecken wir außer den eigentlichen Zugriffsprozeduren noch zwei Prozeduren `LAGERINIT` und `LAGERCLOSE`, in denen die Dateien eröffnet und geschlossen und noch einige kleine Organisationsaufgaben erledigt werden. In ihnen wird der Modul sozusagen ein- und ausgeschaltet. Wir sehen hier die Ähnlichkeit unseres „schwarzen Programmkastens“ mit einem elektronischen Gerät. Auch das muss ja erst eingeschaltet werden, bevor es benutzt werden kann.

## 5.2 Teststrategien

Viele Vorschriften für das Programmieren mit PEARL dienen dem Zweck, Programmierfehler schon bei der Übersetzung des Programms erkennbar zu machen und dadurch Testzeit zu sparen. Trotzdem werden ohne Fehlermeldung übersetzte Programme noch eine Menge Fehler enthalten, die wir beim Programmtest entdecken werden. Leider ist es so, dass wir durch Tests nur feststellen können, dass ein Programm Fehler enthält. Wir können aber nicht beweisen, dass nach dem Test keine Fehler mehr vorhanden sind, weil es praktisch undurchführbar ist, alle im wirklichen Betrieb vorkommenden Möglichkeiten in Tests vorweg zu nehmen. Das Modulkonzept von PEARL gibt uns aber das Mittel, Tests systematisch und reproduzierbar durchzuführen.

Wenn ein Anfänger sein erstes längeres Programm entwickelt, steht er normalerweise beim Beginn des Testens vor einer völligen Katastrophe. Kein Teil des Programms führt seine Aufgabe so aus, wie es sollte, und es erfordert detektivischen Scharfsinn, herauszubekommen, an welcher Stelle ein bestimmter Fehler verursacht wird. Nach einer derartigen Erfahrung sollten wir nie wieder versuchen, ein Programm im Ganzen zu testen, sondern es als erfahrene Entwickler in "schwarze Kästen" aufteilen und die zunächst einzeln testen. Beim Zusammenfügen dieser Teile zum ganzen Programm werden dann immer noch Fehler genug da sein, aber wir wissen jetzt wenigstens, dass die Teile die getesteten Aufgaben fehlerlos erfüllen und dass die Fehler aus dem Zusammenbau oder nicht getesteten Arbeitsweisen der "schwarzen Kästen" herrühren müssen.

Wir werden deshalb jeden Modul zunächst einzeln testen. Dabei beginnen wir mit den Modulen, die keine Task enthalten. Wenn wir uns an die bisher gelernten Grundsätze halten, sind es nur Prozeduren, die in ihnen mit der Eigenschaft `GLOBAL` vereinbart worden sind. Deshalb ergänzen wir die Module durch eine Task, die die Prozeduren testet, und kopieren den Inhalt des Systemteilmoduls mit hinein. Möglicherweise brauchen wir für den Test auch noch Ein-/AusgabeprozEDUREN; auch die kopieren wir in den Modul oder schreiben sie uns. Dadurch wird aus jedem Modul ein eigenständiges Programm.

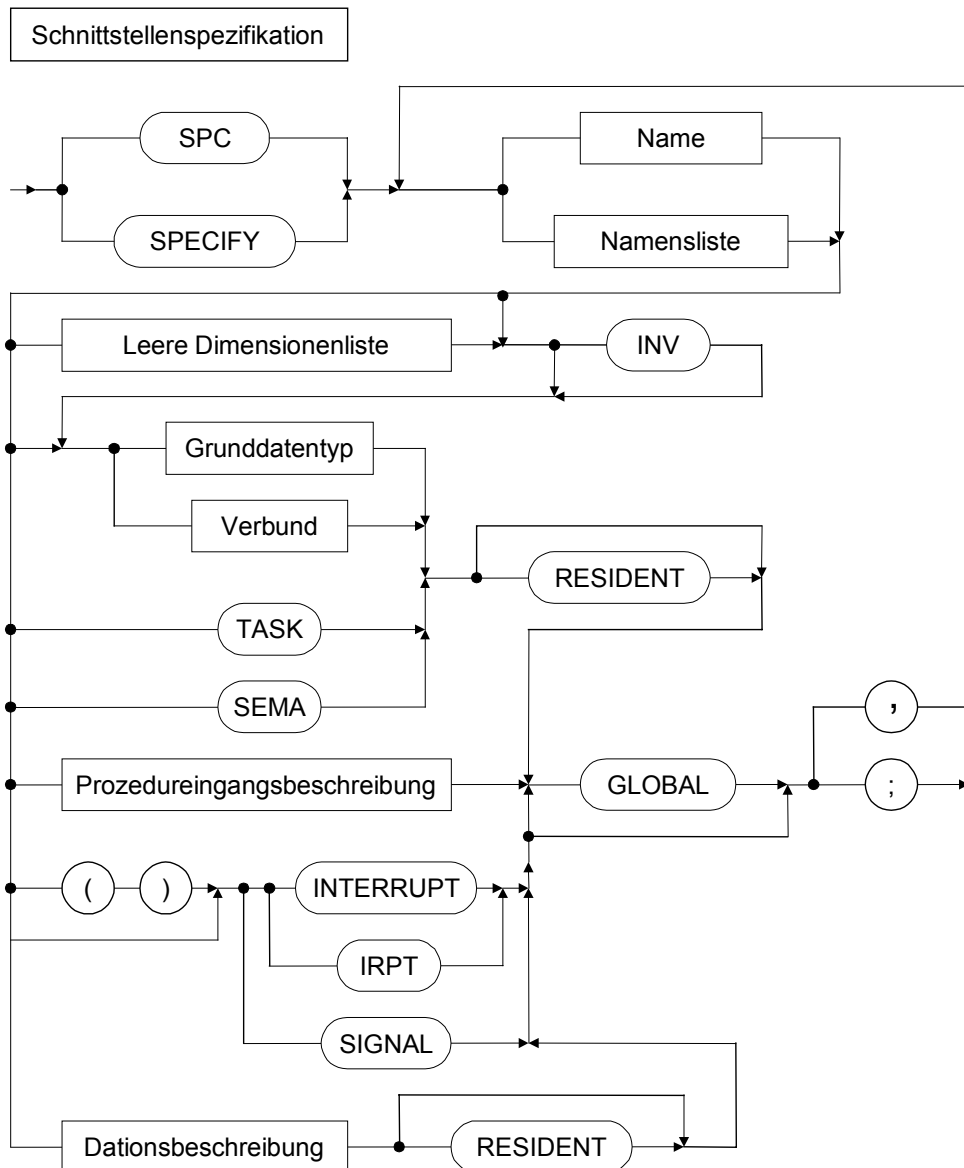
Das Programm in Beispiel 5.1 zeigt uns, dass die für den Test benötigten Programmteile in der Regel mindestens so lang sind, wie die zu testenden Prozeduren. Der Arbeitsaufwand sie zu schreiben, macht sich aber schnell bezahlt, wenn wir ihn mit dem Aufwand für unsystematisches Testen vergleichen. Die Prozeduren `BEFEHLSEINGABE`, `FIXEDEINGABE` usw. werden wir für spätere Module verwenden können, bei denen Testdaten interaktiv eingegeben werden sollen. Solche interaktiven Tests haben übrigens den Nachteil, dass man dem Programm nicht ansehen kann, welche Fälle wirklich getestet worden sind. Deshalb stehen die Testvorschriften mit im Programm. In der Praxis werden diese Vorschriften am besten durch jemanden formuliert, der das Programm nicht selbst geschrieben hat. Der Programmierer probiert sonst nämlich nur die Dinge aus, an die er selbst gedacht hat, so dass ihm die wirklich schlimmen Sonderfälle beim Test entgehen. Erst nachdem wir den Modul ausreichend getestet haben, setzen wir die zusätzlichen Teile in Kommentarzeichen oder verschieben sie hinter `MODEND`. Auf diese Weise ist dokumentiert, wie der Modul getestet worden ist und wir können außerdem den Einzeltest jederzeit wiederholen und verbessern. Bei unserem Beispiel sind die Testteile deshalb mit den Rändern `/*$*/` und `/*&*/` versehen, die mit Hilfe eines Editor-Programms im Handumdrehen zu Kommentaranfängen und -Enden gemacht werden können.

### 5.3 Modulschnittstellen

Wir haben schon gelernt, dass alle Objekte, die von anderen Modulen gesehen werden sollen, mit der Eigenschaft `GLOBAL` vereinbart werden müssen. Damit das PEARL-Übersetzungsprogramm beim Zusammenfügen der Module zu einem Programm nachprüfen kann, ob die Objekte in einem anderen Modul richtig benutzt werden, müssen sie außerdem in dem anderen Modul in einer Schnittstellenspezifikation aufgeführt werden. Figur 5.1 zeigt, wie eine solche Schnittstellenspezifikation geschrieben werden muss. (Einige der Schlüsselwörter sind uns noch unbekannt. Wir werden sie im nächsten Teil kennen lernen.)

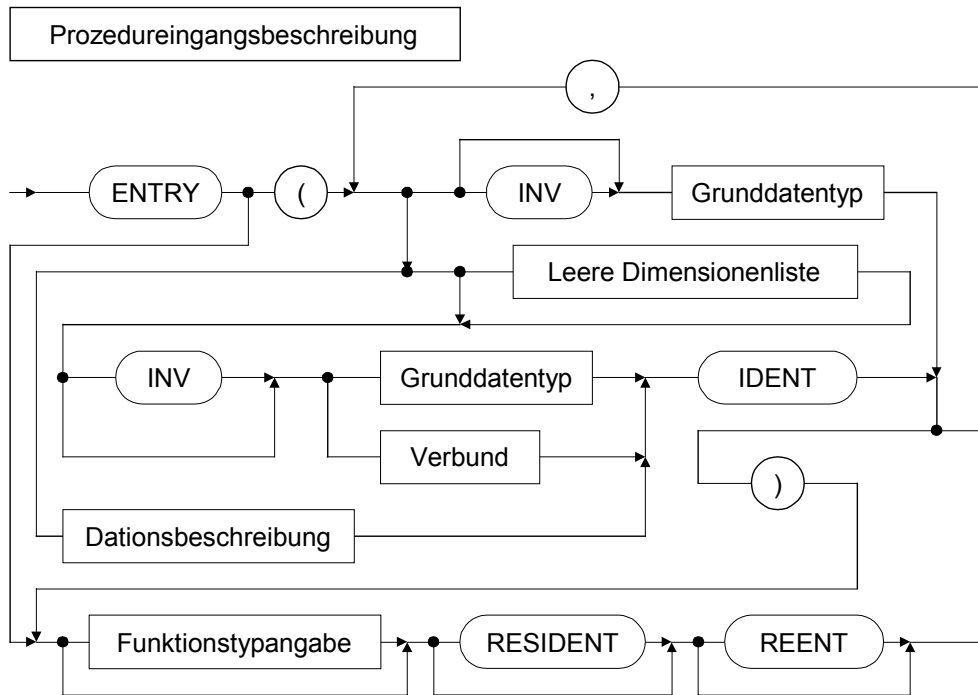
Alle Objekte aus fremden Modulen bekommen in diesen Schnittstellenspezifikationen die Eigenschaft `GLOBAL`. Nur wenn sich der Systemteil im selben Modul wie die Beschreibung einer Datenstation befindet, darf `GLOBAL` weggelassen werden. Bei der Beschreibung dürfen Einschränkungen hinsichtlich der Eigenschaften der beschriebenen Objekte gemacht werden: `STREAM`-Datenstationen dürfen als `NOSTREAM` beschrieben werden. Ursprünglich aus Variablen bestehende Matrizen dürfen mit der Eigenschaft `INV` versehen werden (aber selbstverständlich nicht umgekehrt). Das gibt uns die Möglichkeit, Datenobjekte in dem Modul, in dem sie vereinbart worden sind, mit Anfangswerten zu füllen, die dann von den anderen Modulen wie Konstante benutzt werden.

Bis auf eine Ausnahme werden die Objekte in den Schnittstellenspezifikationen mit derselben Typenbezeichnung versehen, wie wir sie aus Vereinbarungen kennen. Nur bei Prozeduren gibt es eine Ausnahme (Figur 5.2). Sie werden unter Verwendung des Schlüsselworts `ENTRY` (Eingang) beschrieben, weil es bei ihnen ja darauf ankommt, dass beim Eintreten in die Prozedur am Eingang die Argumente richtig zu den Parametern passen. Logischerweise brauchen dabei die Parameternamen nicht genannt zu werden. In der Prozedureingangsbeschreibung stehen hinter `ENTRY` nur die Parametertypen.



Figur 5.1: Schnittstellenspezifikation

Weil das Zusammenpassen der Module normalerweise erst nach ihrer Übersetzung geprüft wird, dürfen neue Typen nicht global definiert werden. Bei vielen PEARL-Systemen gibt es aber die Hilfsprogramme, mit denen Typdefinitionen auf einen Schlag in sämtlichen Moduln eines Programms geändert werden können.



Figur 5.2: Prozedureingangsbeschreibung

Beispiel 5.2 zeigt die Schnittstellenspezifikationen für die globalen Zugriffsprozeduren aus Beispiel 5.1.

```

TYPE LAGERFACH STRUCT(/(ANZAHL,BESTELLNUMMER)FIXED)/);
TYPE ARTIKEL STRUCT(/BEZEICHNUNG CHAR(20),GEWICHT FLOAT/);
SPC LAGERINIT ENTRY GLOBAL,
/*****
* Die Prozedur eröffnet die Dateien und holt deren Kenndaten      *
* aus der ersten Zeile                                           *
*****/

LAGERCLOSE ENTRY GLOBAL,
/*****
* Die Prozedur schließt die Dateien                               *
*****/

HOECHSTEBESTELLNUMMER ENTRY RETURNS(FIXED) GLOBAL,
/*****
* Die Funktionsprozedur ermittelt die höchste Bestellnummer in der *
* Artikeldatei                                                    *
*****/

EINLAGERN ENTRY(FIXED,FIXED,FIXED,INV LAGERFACH IDENT) GLOBAL,
/*****
* Die Prozedur bringt die Daten für das Fach in Regal R,          *
* Regalzeile Z und Fachnummer Z in die Lagerdatei                *
*****/

LAGERDATEN ENTRY(FIXED,FIXED,FIXED,LAGERFACH) IDENT GLOBAL,
/*****
* Die Prozedur liest die Daten für das Fach in Regal R,          *
* Regalzeile Z und Fachnummer Z aus der Datenbank                *
*****/

ARTIKELDATEN ENTRY(FIXED,ARTIKEL IDENT) GLOBAL,
/*****
* Die Prozedur liest die Daten für den Artikel mit der           *
* Bestellnummer aus der Datenbank                                 *
*****/

NEUERARTIKEL ENTRY(FIXED,INV ARTIKEL IDENT) RETURNS (FIXED)GLOBAL *
/*****
* Die Prozedur bringt die Daten eines neuen Artikels in die       *
* Artikeldatei und korrigiert die maximale Artikelanzahl;       *
* die Bestellnummer wird zurückgegeben                           *
*****/

SPC BEFEHLSEINGABE ENTRY(BIT(1),CHAR(30),
DATION INOUT ALPHIC (,) TFU MAX FORWARD CONTROL(ALL) IDENT)
RETURNS(BIT(1)) GLOBAL;
/*****
* Die Prozedur dient zum Einlesen von Bedienbefehlen            *
*****/

```

Beisp. 5.2: Schnittstellenspezifikation für den Modul aus Beispiel 5.1

## 6. Echtzeit-Programmierung

Wir haben bisher "nur gelernt", wie man Rechen- und Datenverwaltungsprogramme mit PEARL schreiben kann, die irgendwann gestartet werden und immer auf die gleiche Art und Weise ablaufen, wenn sie mit denselben Eingabedaten arbeiten. Ihr Verhalten ist vollständig reproduzierbar und Fehler, die im Test nicht entdeckt worden sind, können nur auf ungewöhnlichen Kombinationen der Daten beruhen, mit denen sie arbeiten. So kann z.B. zufällig der Nenner eines Bruches Null werden, so dass der Rechner die Division nicht ausführen kann oder irgend jemand gibt als Regalnummer für unsere Hochregallagerdatenbank eine negative Zahl ein, so dass der Rechner auf einen nicht existierenden Datensatz zuzugreifen versucht. In der normalen Datenverarbeitung wird dann das Programm abgebrochen, der Fehler wird gesucht und eliminiert. Dann wird das Programm neu gestartet und tut dann (hoffentlich) das, was wir von ihm erwarten. Solch ein Programm können wir mit einer Bahnanlage vergleichen, auf der nur ein einziger Zug verkehrt. Der fährt irgendwann los, durchläuft je nach Weichenstellung mal dieses oder mal jenes Gleisstück, fährt vielleicht auch eine Zeitlang im Kreise und kommt schließlich am Bestimmungsort an, wenn Gleise und Weichen in Ordnung waren.

Ganz anders sieht die Sache aus, wenn mehrere Züge gleichzeitig auf der Bahnanlage verkehren. Auch da kann zunächst alles scheinbar in Ordnung sein, bis irgendwann zufällig zwei Züge gleichzeitig dasselbe Gleisstück benutzen und zusammenstoßen. Das Stichwort, das hier die Katastrophe verursacht hat, ist "gleichzeitig". Mit diesem "gleichzeitig" müssen wir uns herumschlagen, wenn wir Echtzeit-Programme schreiben. In ihnen ist das gleichzeitige Eintreten zweier Ergebnisse oft so unwahrscheinlich, dass es bei Tausenden von Programmtests nicht auftritt - aber irgendwann wird es nach dem Gesetz von Murphy beim echten Betrieb passieren. Und wenn, dann so, dass der größtmögliche Schaden entsteht.

Als Menschen können wir einfache Kausalketten "wenn..., dann..." einigermaßen gut verfolgen. In schwierigen Fällen können wir Entscheidungstabellen, Ablaufpläne, Strukturdiagramme oder andere grafische Mittel zur Hilfe nehmen. Unser Vorstellungsvermögen neigt aber dazu, in Streik zu treten, wenn es sich mit der zeitlichen Verfilzung mehrerer Kausalketten beschäftigen soll, weil dann die Zeit sozusagen eine weitere Dimension bildet, die eine Darstellung der Zusammenhänge auf einem Bogen Papier unmöglich macht. Deshalb müssen wir als Echtzeit-Programmierer einerseits versuchen unser Vorstellungsvermögen für zeitliche Abläufe zu stärken, und andererseits dafür sorgen, dass sich an den Berührungspunkten zweier Kausalketten die Dinge nicht gleichzeitig, sondern nacheinander abspielen. Dafür gibt es Mittel und Rezepte, von denen dieser Teil des Buchs handeln wird.

An dieser Stelle sollten wir noch ein paar Überlegungen zu "gleichzeitig" anstellen. Wenn wir "gleichzeitig" sagen, gehört eigentlich immer dazu, dass wir auch definieren, was wir darunter verstehen wollen. Moderne Prozessrechner können zwei Tasks wirklich gleichzeitig im Sinne von "in derselben millionstel Sekunde" ausführen, wenn die eine rechnet und die andere eine Ein-/Ausgabe mit diesem Gerät macht. Wenn wir "gleichzeitig" jedoch im Sinne von "in derselben Sekunde" definieren, dann wird gleichzeitig für viele Tasks gerechnet, auch wenn nur ein Rechenwerk da ist und die Tasks sich in dessen Benutzung abwechseln.

Neulinge in der Echtzeit-Programmierung, die schon etwas über Rechner verstehen, neigen manchmal dazu zuzusagen: "In Wirklichkeit kann das ja nicht gleichzeitig passieren, weil nur ein Rechenwerk da ist", und machen deshalb ganz schlimme Programmierfehler. In Wirklichkeit kann nämlich das PEARL-Betriebssystem einer Task das Rechenwerk jederzeit zu Gunsten einer anderen wegnehmen. Oft geht auch das große Wundern und die tagelange Fehlersuche los, wenn der Rechner erweitert wird und noch ein Rechenwerk hinzukommt.

```

MODULE (LESEN); /* evtl. Klammern streichen */
/*****
* Programm zum Einlesen von Texten aus einer Datei und ihrer
* Ausgabe auf dem Terminal
* Version 1.1 / 6.7.84 / Frevert
*****/
SYSTEM; /* Für KAE EPR1300 */
    TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);
    DATEI :DIS->SDVLS(4);
PROBLEM;
    SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC DIM (,) TFU MAX
        FORWARD STREAM CONTROL(ALL);
    SPC DATEI DATION IN ALPHIC DIM (,) TFU MAX
        FORWARD STREAM CONTROL(ALL);

ZEILENLESEN:PROC(FILE DATION IN ALPHIC DIM(,) TFU MAX
    FORWARD STREAM CONTROLL(ALL) IDENT)
    RETURNS(CHAR (80)) RESIDENT;
/*****
* Die Funktionsprozedur liest eine Textzeile aus dem File ein
* und positioniert auf die nächste Zeile
* Version 1.1 / 7.7.84 / Frevert
*****/
DCL ZEILE CHAR(80);
GET ZEILE FROM FILE BY LIST;
GET FROM FILE BY SKIP;
RETURN (ZEILE);
END; /* Prozedur ZEILENLESEN */

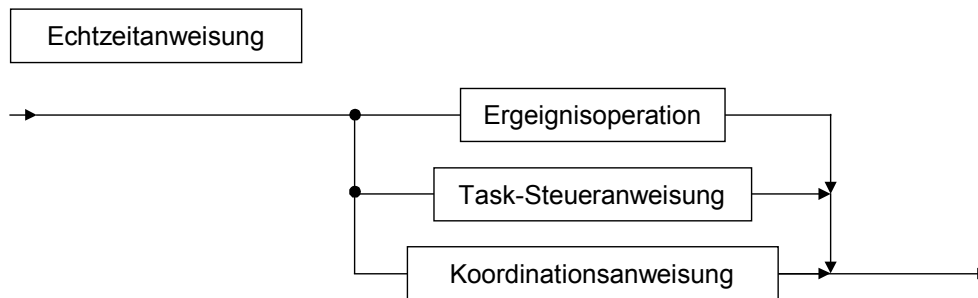
MAIN: TASK RESIDENT;
/*****
* Die Task dient zum Test der Prozedur ZEILENLESEN
* Version 1.1 / 7.7.84 / Frevert
*****/
DCL TEXTZEILE CHAR(80),
    DATEINAME CHAR(20);
OPEN TERMINAL;
PUT 'GIB NAMEN DER TEXTDATEI' TO TERMINAL;
DATEINAME:=ZEILENLESEN(TERMINAL);
OPEN DATEI BY IDF(DATEINAME),OLD;
    TEXTZEILE:=ZEILENLESEN(DATEI);
    PUT TEXTZEILE TO TERMINAL BY A,SKIP;
    IF TEXTZEILE.CHAR(1:2)=='//' THEN /* Markierung der
        GOTO EXIT /* letzten Zeile
    FIN;
END;
EXIT:; /* Marke mit Leeraanweisung */
CLOSE DATEI;
PUT 'PROGRAMM BEENDET' TO TERMINAL;
CLOSE TERMINAL;
END; /* Task MAIN */
MODEND;

```

Beisp. 6.1: Funktionsprozedur zum Einlesen von Textzeilen im Testprogramm

## 6.1 Reaktion auf Ausnahmesituationen

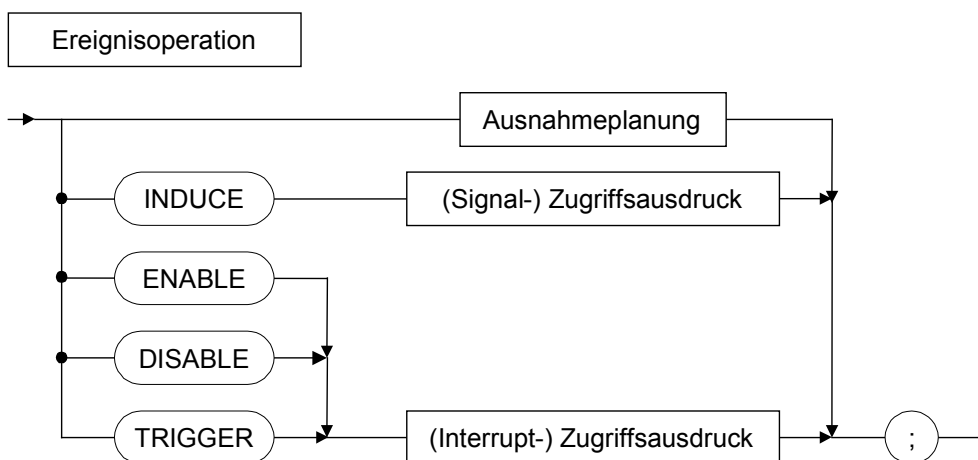
In Kapitel 1.5 wird erwähnt, dass das Einlesen von Zeichenkettenwerten aus einer Datei seine Tücken haben kann. Wenn wir nämlich eine kleine Funktionsprozedur `ZEILENLESEN` (Beispiel 6.1) für das Einlesen von Textzeilen aus einer Datenstation schreiben und testen, stellen wir fest, dass sie nicht richtig arbeitet, wenn wir sie zum Einlesen von Textzeilen aus einer Datei verwenden, in der ein PEARL-Programm steht. Wir bekommen beim Programmtest Fehlermeldungen, die uns melden, dass Zeilen zu kurz sind. Das liegt daran, dass wegen der Eigenschaft `TFU MAX` auch Zeilen in solch einer Datei stehen können, die kürzer sind als 80 Zeichen, so dass die `CHAR(80)`-Variable `ZEILE` in der Funktionsprozedur durch die `GET`-Anweisung nicht bis zum Schluss gefüllt werden kann.



Figur 6.1: Echtzeitanweisung

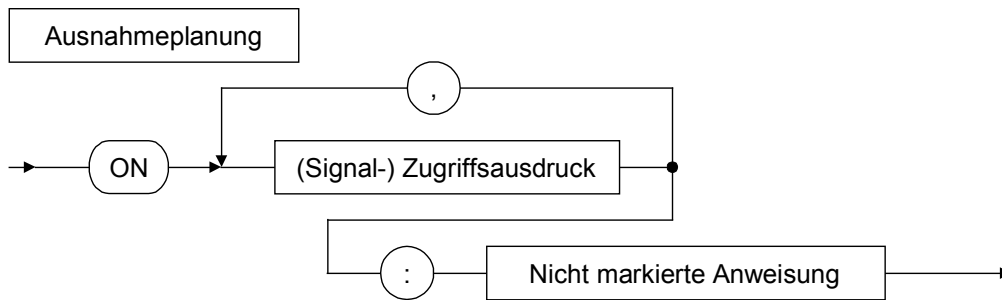
Bei derartigen Fehlern wird im Rechnersystem ein sogenanntes Signal ausgelöst. Die Standardreaktion des Betriebssystems auf ein Signal ist die Ausgabe eines Fehlermeldungstexts. In PEARL können wir dafür sorgen, dass an Stelle des Betriebssystems unser Programm auf das Signal reagiert, indem wir eine Ausnahmeplanung (Figur 6.3) verwenden. Sie ist die erste der Echtzeitanweisungen (Figur 6.1), auf die wir eingehen wollen. Die Ausnahmeplanung ist nämlich diejenige Echtzeitanweisung, die wir auch in Programmen mit nur einer Task verwenden müssen, um auf solche Fehler wie den erwähnten reagieren zu können.

Zunächst müssen wir uns jedoch überlegen, dass ein Signal etwas ist, das von außen in unser Programm kommt. Deshalb muss es im Systemteil beschrieben und im Problemtteil spezifiziert werden (Figur 6.2). (Signale dürfen übrigens wie Datenstationen zu einer eindimensionalen Matrix zusammengefasst werden.) Wenn das erledigt ist, können wir einplanen, was gemacht werden soll, wenn das Signal im Ausnahmefall, der ein Fehler ja ist, vom Rechnersystem abgegeben wird.



Figur 6.2: Ereignisoperation





Figur 6.3: Ausnahmeplanung

Figur 6.3 zeigt uns, wie wir das schreiben müssen. Unser Signal `EINGABEFEHLER` soll ja, anstatt eine Fehlermeldung auf dem Bildschirm zu bewirken, gar nichts veranlassen, weil es ganz in Ordnung ist, dass die Zeilen in unserer Datei keine 80 Zeichen lang sind. Deshalb schreiben wir als die Anweisung, die in der Ausnahmeplanung stehen muss, einfach eine Leeranweisung:

```
ON EINGABEFEHLER: ;
```

Das muss im Programm vor der Anweisung stehen, die zu der Ausnahmesituation führen kann, also in unserer Prozedur direkt hinter der Vereinbarung (Beispiel 6.3).

Das Einlesen von `ZEILE` und das Positionieren auf den nächsten Zeilenanfang (`SKIP`) müssen wir mit zwei Anweisungen machen. So vermutet der Computer nämlich, dass möglicherweise nach dem `GET ZEILE..` noch etwas in die Variable eingelesen werden soll (das könnte ja mit einer weiteren `GET`-Anweisung geschehen). Deshalb löst er das Signal `EINGABEFEHLER` erst aus, wenn er das `GET...BY SKIP` ausführen soll, denn da kann er den Braten frühestens riechen. Dann steht die zu kurze Zeile aber schon in unserer Variablen `ZEILE`. Bei einer einzigen `GET`-Anweisung

```
GET ZEILE FROM FILE BY LIST,SKIP;
```

hätte er das Signal ausgelöst, bevor er den Inhalt der Dateizeile in unsere Variable kopieren konnte.

```
SYSTEM;
  EINGABEFEHLER:SGARRAY(3)->SGLST(3);
  .
  .
PROBLEM;
  SPC EINGABEFEHLER SIGNAL;
  .
  .
```

#### Beisp. 6.2: Benennung mit Spezifikation eines Signals

```
ZEILENLESEN:PROC(FILE DATION IN ALPHIC DIM (,) TFU MAX
  FORWARD STREAM CONTROL(ALL) IDENT)
  RETURNS(CHAR(80)) RESIDENT;
/*****
 * Die Funktionsprozedur liest eine Textzeile aus dem File ein      */
 * und positioniert auf die nächste Zeile                            */
 * Nebenwirkung: E/A-Fehlermeldungen sind ausgeschaltet          */
 * Version 1.2 / 7.7.84 / Frevert                                    */
 *****/
DCL ZEILE CHAR(80);
ON EINGABEFEHLER:; /* Verhindert Fehlermeldung */
GET ZEILE FROM FILE BY LIST; /* bei zu kurzer Zeile */
```

```

    GET FROM FILE BY SKIP;
    RETURN(ZEILE);
END; /* Prozedur ZEILENLESEN */

```

Beisp. 6.3: Prozedur mit Ausnahmeplanung

Figur 6.3 zeigt, dass hinter "ON...:" nur eine einzige Anweisung stehen darf. Wenn der Computer ein ganzes Programmstück als Reaktion auf ein Signal ausführen soll, müssen wir deshalb einen Begin-Block hinter den Doppelpunkt schreiben. Außerdem sagt Figur 6.3 aus, dass zwischen ON und dem Doppelpunkt auch eine ganze Liste von Signal-Zugriffsausdrücken stehen darf: dann wird die Ausnahmereaktion durchgeführt, wenn eines der Signale erzeugt wird.

Weitere Beispiele für Ausnahmeplanungen befinden sich in Beispiel 5.1. Bei jeder der Eingabeprozeduren `FIXEDEINGABE`, `FLOATEINGABE` und `ZEILENEINGABE` können Eingabefehler durch falsche Bedienung passieren, beispielsweise bei `FIXEDEINGABE` durch Eingabe eines Wertes in `FLOAT`-Schreibweise. In einem solchen Falle muss der Fehler mitgeteilt werden, damit die Eingabe wiederholt wird. Damit diese Fehlermeldung in eine neue Zeile ausgegeben wird, muss vorher ein `SKIP` ausgegeben werden. Deshalb stehen dort hinter

```
ON EINGABEFehler;
```

zwei Anweisungen, die durch Einfügen in einen `Begin`-Block formal zu einer einzigen gemacht werden.

Auch bei der Prozedur `BEFEHLSEINGABE` in Beispiel 5.1 ist von einer Ausnahmeplanung Gebrauch gemacht worden. Sie ist so geschrieben, dass nur die Returntaste gedrückt zu werden braucht, um die Voreinstellung einer Antwort zu übernehmen. Deshalb ist die Bedienung des Testprogramms einfacher geworden, als wenn wir die alte Version der Prozedur aus Beispiel 3.11 genommen hätten. In der Testtask von Beispiel 5.1 merkt sich das Programm die jeweils letzte Antwort. Deshalb können Testwiederholungen sehr leicht und schnell gemacht werden.

Falls infolge eines Signals ein Programmstück wiederholt werden muss, bewirken wir das am besten durch eine Konstruktion, wie sie in Beispiel 6.4 gezeigt wird. Es wäre schlecht programmiert, wenn wir es durch die darunter stehende Variante machen würden, weil dadurch Programme auf anscheinend rätselhafter Weise wieder von vorn begonnen werden können.

```

DCL OK BIT(1);
.
.
ON FEHLEINGABE:OK:='0'B;          /* Ausnahmeplanung          */
OK:='0'B;                        /* damit eine Wiederholung  */
WHILE NOT OK REPEAT              /* nur eine Wiederholung, falls */
    OK:='1'B;                    /* alles ok                  */
    /* Folgen Anweisungen, die möglicherweise das Signal          */
    /* FEHLEINGABE auslösen                                         */
    /* Fehlermeldung oder ähnliche Reaktion                         */
END;
-----
ON FEHLEINGABE: GOTO NOCHMAL;
NOCHMAL:;                          /* Leeranweisung mit Sprungmarke */
    /* Folgen Anweisungen, die möglicherweise das Signal          */
    /* FEHLEINGABE auslösen                                         */

```

Beisp. 6.4: Zwei Konstruktionen für Programmteiwiederholung als Folge einer Signalauslösung. Die untere Variante ist sehr schlecht, weil sie einen ungewollten Rücksprung nach `NOCHMAL` bewirken kann, wenn das Signal später zufällig in einem anderen Zusammenhang ausgelöst wird.

```

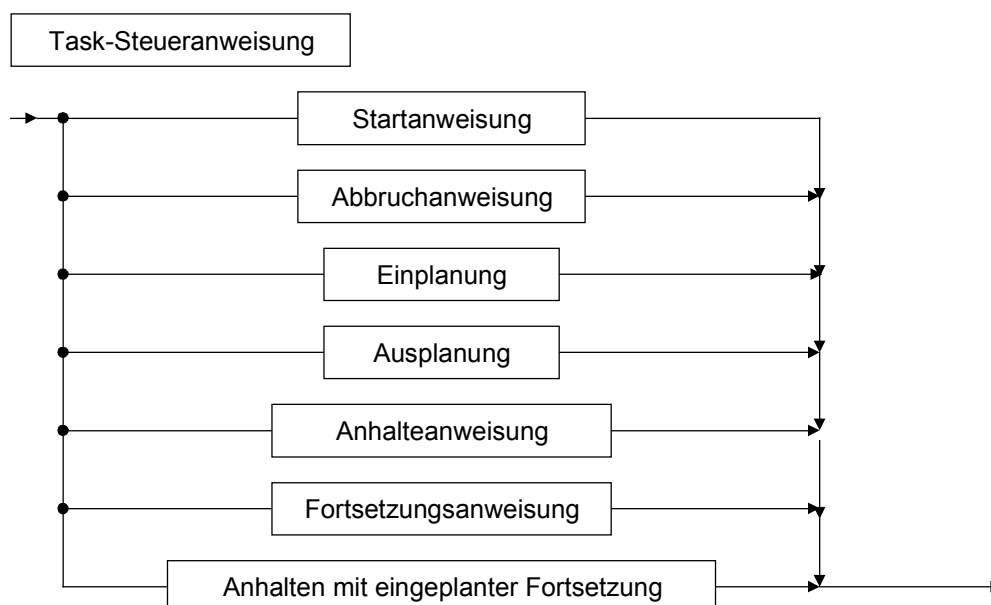
EINLAGERN:PROC((R,Z,F) FIXED,FACHDATEN INV LAGERFACH IDENT)
      GLOBAL;
/*****
* Die Prozedur bringt die Daten für das Fach in Regal R,
* Regalzeile Z und Fachnummer Z in die Lagerdatei,
* dabei wird das Signal EINGABEFEHLER ausgelöst, wenn R, Z oder
* F einen unzulässigen Wert haben
* Version 2.2 / 9.7.84 / Frevert
*****/
DCL DATEIZEILE FIXED;
IF R LT 1 OR R GT REGALZAHL      /* Prüfung auf Einhaltung */
OR Z LT 1 OR Z GT REGALZEILENZAHL /* der zulässigen Werte */
OR F LT 1 OR F GT REGALFACHZAHL THEN
  INDUCE EINGABEFEHLER;          /* Auslösen des Signals */
ELSE                              /* Normalfall */
  DATEIZEILE:=( (R-1)*REGALZEILENZAHL
                +(Z-1)
                )*REGALFACHZAHL
              +F+1;              /* Kenndaten in 1. Zeile */
WRITE TO LAGERDATEI BY LINE(DATEIZEILE); /* Positionierung */
WRITE FACHDATEN.ANZAHL,
      FACHDATEN.BESTELLNUMMER TO LAGERDATEI;
WRITE TO LAGERDATEI BY SKIP;
FIN;
END; /* Prozedur EINLAGERN */

```

Beisp. 6.5: Auslösen eines Signals bei Prozeduraufruf mit unzulässigen Argumentwerten

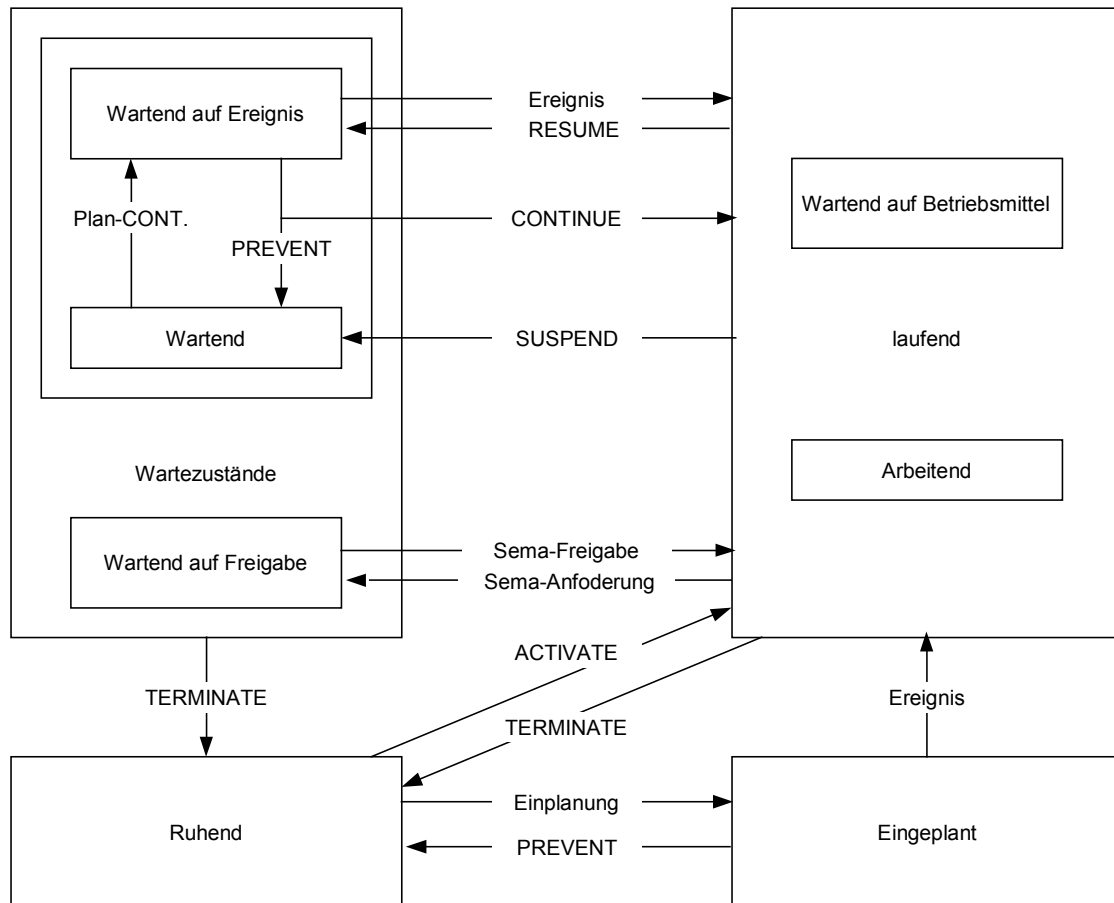
Normalerweise werden Signale außerhalb unserer Programme ausgelöst, für den Programmtest dürfen wir sie jedoch durch `INDUCE`-Anweisungen auch selbst erzeugen. Daraus können wir bei der Prozedur `EINLAGERN` aus Beispiel 5.1 Nutzen ziehen. Die kann ja nur richtig funktionieren, wenn Regalnummer, Zeilennummer und Fachnummer wirklich ein Fach aus unserem Hochregallager bezeichnen. Falls eine dieser Zahlen zu groß oder zu klein ist, müsste eine Fehlermeldung erfolgen, anstatt dass versucht wird, Daten für ein nicht existierendes Fach einzutragen. Beispiel 6.5 zeigt eine entsprechende Variante der Prozedur.

## 6.2 Taskzustände



Figur 6.4: Task-Steuerung

In Kapitel 1.4 haben wir gelernt, dass ein PEARL-Programm mehrere Tasks enthalten darf, im Unterschied zu FOTRAN- oder PASCAL-Programmen, bei denen die einzige Task "Hauptprogramm" genannt wird. Ein solches Hauptprogramm wird dort automatisch beim Laden des Programms gestartet und dadurch zum Ablauf gebracht. Die PEARL-Tasks unterscheiden sich von Hauptprogrammen dadurch, dass sie normalerweise gar nicht laufen, sondern ruhen oder warten und nur in Folge irgendwelcher Ereignisse in einem industriellen Prozess ihre Arbeit aufnehmen. Figur 6.5 zeigt, welche Zustände eine Task einnehmen kann. Die Übergänge zwischen diesen Zuständen werden durch Task-Steueranweisungen bewirkt (Figur 6.4).



Figur 6.5: Task-Zustände in PEARL

Eine Task kann durch **ACTIVATE** gestartet werden und durch **TERMINATE** abgebrochen werden. Im aktiven Zustand werden ihr die für ihre Arbeit notwendigen Betriebsmittel durch das Betriebssystem zugeteilt. Durch Anforderung eines Semaphors, durch **SUSPEND** und **RESUME** kann sie sich selbst in einen Wartezustand versetzen. Dabei kann sie ihre Fortsetzung bei Eintreffen eines Ereignisses selbst planen (**RESUME**) oder sich von Anweisungen in anderen Tasks abhängig machen. Durch Einplanungen kann das Betriebssystem aufgefordert werden, eine Task in Abhängigkeit von Ereignissen (Unterbrechungen oder Uhrzeiten) zu starten.

Nachdem ein PEARL-Programm in den Hauptspeicher eines Rechners geladen ist, ruhen seine Tasks zunächst einmal bis eine von ihnen, je nach Rechnersystem, automatisch oder durch einen Terminalbefehl gestartet wird (bei dem System Krupp Atlas-Elektronik EPR 1300, auf dem die Beispiele getestet wurden, wird die Task **MAIN** automatisch gestartet). Diese erste Task muss dann dafür sorgen, dass auch die übrigen zum Laufen kommen. Das kann sie direkt durch eine Startanweisung mit **ACTIVATE** tun (Figur 6.6). Oder sie kann dafür sorgen, dass die anderen Tasks nach einer gewissen Zeit oder ausgelöst durch ein Ereignis im technischen Prozess gestartet werden, indem sie sie einplanen.

Jede gestartete Task läuft bis sie ihr natürliches Ende erreicht oder durch eine Abbruchanweisung

(Figur 6.7) mit `TERMINATE` gewaltsam in den Ruhezustand zurückversetzt wird. "Gestartet" bedeutet dabei aber nicht, dass sie ununterbrochen tätig ist. Sie kann vielmehr aus verschiedenen Ursachen (z.B. durch eine `SUSPEND`-Anhaltenweisung) in einen gewollten Wartezustand gebracht werden. Sie läuft dann erst weiter, wenn das Ereignis eintritt, auf das sie wartet oder wenn ihr das Weiterlaufen durch `CONTINUE` befohlen wird.

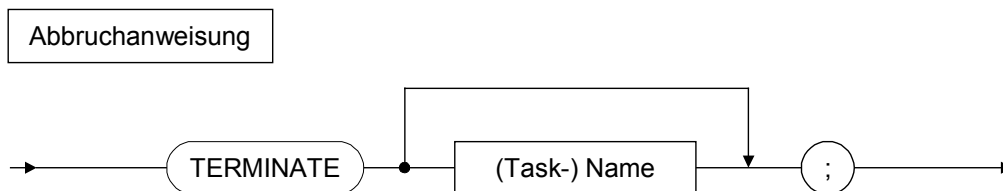
Im rechten oberen Teil von Figur 6.5 ist angedeutet, dass eine laufende Task auch ungewollt warten kann, wenn das Rechenwerk oder ein anderer Teil des Rechnersystems, den sie gerade benutzen möchte, von einer anderen Task belegt ist. Das Betriebssystem des Rechners teilt den Tasks diese sogenannten Betriebsmittel zu. Dabei richtet es sich nach den Task-Prioritäten und zieht in der Regel diejenige Task vor, der wir im Task-Kopf eine höhere Priorität gegeben haben als derjenigen, die gleichzeitig dasselbe Betriebsmittel benutzen möchte.

### 6.2.1 Starten und Abbrechen

Wir wollen uns zunächst ein ganz einfaches Programm ansehen, bei der die erste Task noch eine andere durch eine Startanweisung (Figur 6.6) startet. Beide Tasks geben ein paar Textzeilen auf dem Terminal aus. Danach wird die zweite Task durch eine Abbruchanweisung (Figur 6.7) abgebrochen. Für dieses Programm brauchen wir nur Beispiel 1.7 zu nehmen und dort die Task `MAIN` zu streichen. Beispiel 6.6 zeigt die beiden neuen Tasks, die wir an ihrer Stelle einfügen.



Figur 6.6: Startanweisung



Figur 6.7: Abbruchanweisung

```

MAIN: TASK RESIDENT;
/*****
 * Die Task startet eine andere Task und gibt dann einige Texte
 * aus, bevor sie die andere Task abbricht
 * Version 1.1 / 11.7.84 / Frevert
 *****/
OPEN TERMINAL;
ACTIVATE ANDERETASK;          /* Start der anderen Task */
PUT 'DIE ANDERE TASK IST GESTARTET' TO TERMINAL;
FOR ZAEHLER TO 3 REPEAT      /* Dreimal Text ausgeben */
    PUT 'TASK MAIN IST BEI DER ',ZAEHLER,'-TEN AUSGABE'
                                TO TERMINAL;
END;
TERMINATE ANDERETASK;        /* Die andere wird gekillt */
PUT 'DIE ANDERE IST GEKILLT' TO TERMINAL;
END; /* Task MAIN */

ANDERETASK: TASK RESIDENT;
/*****
 * Die Task versucht 20 Texte auszugeben
 *****/

```

```

* Version 1.1 / 11.7.84 / Frevert
*****
PUT 'DIE ANDERE TASK IST JETZT AN DER ARBEIT' TO TERMINAL;
FOR ZAEHLER TO 20 REPEAT
    PUT 'DIE ANDERE TASK IST BEI DER ',ZAEHLER,-TEN AUSGABE'
    TO TERMINAL;
END;
END; /* Task ANDERETASK*/

```

Beisp. 6.6: Tasks für ein kleines Programm mit zwei gleichzeitig laufenden Tasks

Wenn wir das Programm starten, erscheinen die Textzeilen der beiden Tasks auf dem Terminalbildschirm miteinander vermischt (Beispiel 6.7). Das liegt daran, dass die eine Task jedes Mal das Betriebsmittel Rechenwerk des Computers abgibt, wenn sie das Betriebsmittel Terminal benutzt. Deshalb kann das Betriebssystem der anderen Task das Rechenwerk geben. Die will aber nach ganz kurzer Zeit auch das Terminal haben und muss deshalb warten bis es von der ersten abgegeben wird. Die kann jetzt dafür das Rechenwerk haben, benutzt es aber nur, um festzustellen, dass sie eigentlich das Terminal schon wieder braucht. Also muss sie auf die andere Task warten. Wenn MAIN dann die 5 Texte ausgegeben hat, wird die andere Task abgebrochen und geht in den Ruhezustand, kann also nicht alle 20 Textzeilen ausgeben.

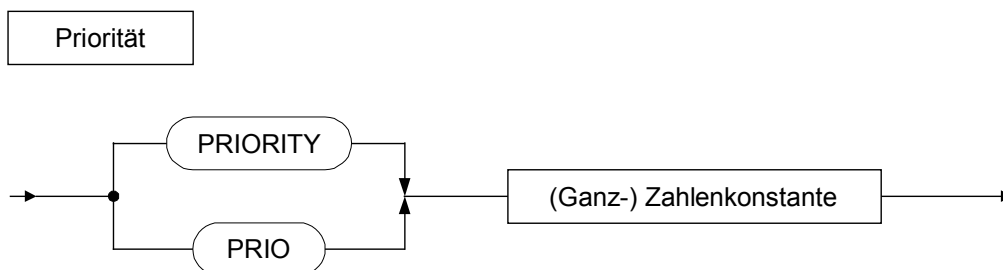
```

DIE ANDERE TASK IST JETZT AN DER ARBEIT
DIE ANDERE TASK IST GESTARTET
DIE ANDERE TASK IST BEI DER          1-TEN AUSGABE
TASK MAIN IST BEI DER                1-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER          2-TEN AUSGABE
TASK MAIN IST BEI DER                2-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER          3-TEN AUSGABE
TASK MAIN IST BEI DER                3-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER          4-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST GEKILLT

```

Beisp. 6.7: Ergebnisse des Programms aus Beispiel 6.6

Bei aufmerksamer Betrachtung von Beispiel 6.7 fällt uns auf, dass die Task MAIN ihre Startmeldung erst macht, nachdem die von ihr gestartete andere Task schon eine Meldung ausgegeben hat. Offensichtlich bevorzugt das Betriebssystem des Testrechners eine neu gestartete Task vor derjenigen, die sie gestartet hat. Bei anderen Rechnersystemen kann das anders sein, weil die PEARL-Norm hier keine Vorschriften macht. Wir können das ändern, indem wir den Tasks Prioritäten geben (Beispiel 6.8 und Figur 6.8). Dadurch kommen die ersten beiden Textzeilen aus Beispiel 6.7 in die umgekehrte Reihenfolge und die andere Task wird vor der 6. Ausgabe gekillt (Beispiel 6.9). Offensichtlich ist eine Task umso wichtiger, je niedriger die Zahl hinter PRIORITY ist.



Figur 6.8: Priorität

```

MAIN: TASK PRIO 1 RESIDENT;

ANDERETASK:TASK PRIO 2 RESIDENT;

```

Beisp. 6.8: Taskköpfe mit Festlegung von Prioritäten für das Beispiel 6.6. Die Priorität ist umso höher, je niedriger der hinter Prio angegebene Zahlenwert ist.

```

DIE ANDERE TASK IST GESTARTET
DIE ANDERE TASK IST JETZT AN DER ARBEIT
TASK MAIN IST BEI DER          1-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER    1-TEN AUSGABE
TASK MAIN IST BEI DER          2-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER    2-TEN AUSGABE
TASK MAIN IST BEI DER          3-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER    3-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST GEKILLT

```

Beisp. 6.9: Ergebnisse des Programms aus Beispiel 6.6 mit den geänderten Taskköpfen aus Beispiel 6.7. Wegen der höheren Priorität von MAIN hat sich die Reihenfolge der ersten beiden Zeilen gegenüber Beispiel 6.7 umgekehrt.

## 6.2.2 Einplanen und Ausplanen

Weil das Experimentieren so viel Spaß macht, wollen wir jetzt das Programm ein klein wenig ändern: Wir nehmen die Aktivierung mit in den Wiederholungsblock, so dass die andere Task nicht einmal, sondern dreimal gestartet wird (Beispiel 6.10).

Wenn wir das Programm jetzt laufen lassen, sieht es zunächst ungefähr so aus wie beim ersten Mal. Dann aber scheint der Computer verrückt zu spielen: die andere Task scheint immer wieder neu zu beginnen, obwohl sie doch gekillt worden ist. Das liegt daran, dass der Computer sich die beiden neuen Aktivierungen gemerkt hat und sie jetzt der Reihe nach ausführt (Beispiel 6.11). Wir wollen eine Task, die nicht sofort, sondern später zum Laufen kommt, als eingeplant bezeichnen.

```

MAIN: TASK PRIO 1 RESIDENT;
/*
 * Die Task startet eine andere Task dreimal und gibt dabei einige
 * Texte aus, bevor sie die andere Task abbricht
 * Version 2.1 / 11.7.84 / Frevert
 */
OPEN TERMINAL;
FOR A ZAEHLER TO 3 REPEAT          /* Dreimal Text ausgeben */
  PUT 'TASK MAIN IST BEI DER ',ZAEHLER; -TEN AUSGABE'
  ACTIVATE ANDERETASK;            /* Start der anderen Task */
  PUT 'DIE ANDERE TASK IST GESTARTET' TO TERMINAL;
                                  TO TERMINAL;

END;
TERMINATE ANDERETASK;            /* Die andere wird gekillt */
PUT 'DIE ANDERE TASK IST GEKILLT' TO TERMINAL;
END; /* Task MAIN */

```

Beisp. 6.10: Geänderte Version von Beispiel 6.6. Die andere Task wird jetzt dreimal hintereinander gestartet

```

DIE ANDERE TASK IST GESTARTET
DIE ANDERE TASK IST JETZT AN DER ARBEIT
TASK MAIN IST BEI DER          1-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER    1-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST GESTARTET
DIE ANDERE TASK IST BEI DER    2-TEN AUSGABE
TASK MAIN IST BEI DER          2-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER    3-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST GESTARTET
DIE ANDERE TASK IST BEI DER    4-TEN AUSGABE
TASK MAIN IST BEI DER          3-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST BEI DER    5-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST GEKILLT
DIE ANDERE TASK IST JETZT AN DER ARBEIT
.
.
DIE ANDERE TASK IST JETZT AN DER ARBEIT
.
.

```

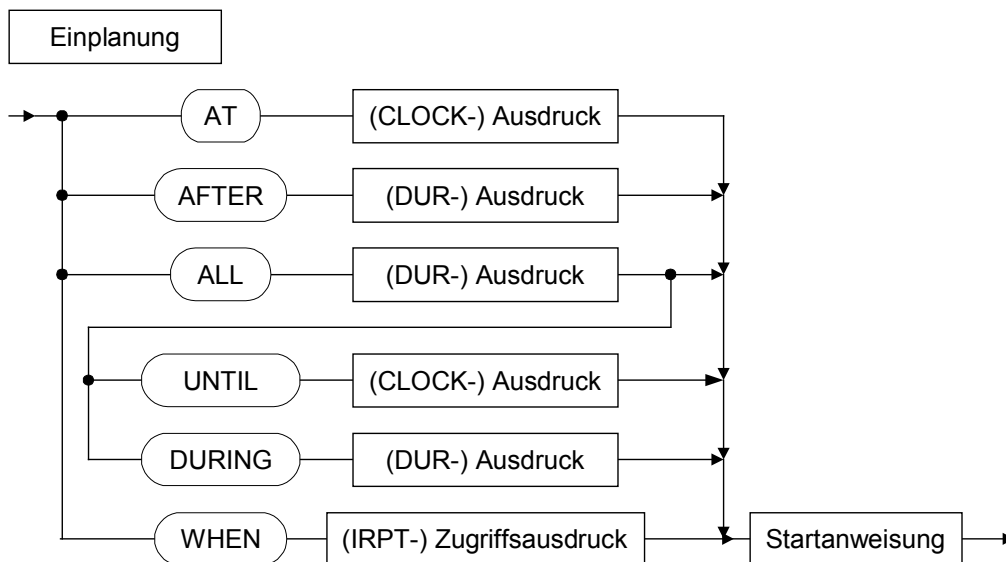
Beisp. 6.11: Ergebnisse des Programms mit der geänderten Task MAIN aus Beispiel 6.10. Von den drei Starts wird zunächst nur einer ausgeführt. Die anderen zwei werden gepuffert und kommen zum Zuge, nachdem die gestartete Task beendet ist, so dass die Task noch zweimal hintereinander ausgeführt wird.

Eine Task, die noch einmal aktiviert wird während sie noch läuft, ist offensichtlich gleichzeitig gestartet und eingeplant. Die PEARL-Norm schreibt nicht vor, wie viele Aktivierungen sich der Rechner merken muss. Deshalb dürfen PEARL-Systeme auch einen Fehler melden, indem sie ein Signal auslösen, wenn eine aktive Task noch einmal gestartet wird. Manche Systeme lassen nur eine zusätzliche Aktivierung zu und lösen das Fehlersignal beim dritten Startversuch aus.

In der Praxis werden Tasks normalerweise nicht unmittelbar nacheinander mehrmals gestartet. In der Prozessdatenverarbeitung kommt es jedoch sehr häufig vor, dass eine Task im Abstand von einigen Sekunden oder zu bestimmten Zeiten, etwa jede volle Stunde, gestartet werden muss. Derartige Aufgaben können wir durch Einplanungen lösen.

Der Syntaxgraph Figur 6.9 und Beispiel 6.12 zeigen uns, dass Einplanungen so gemacht werden dürfen, dass eine Task zu einer bestimmten Uhrzeit, nach einer Zeitdauer oder auch immer wieder in gewissen Abständen oder zu festen Uhrzeiten gestartet wird. Außerdem gibt es noch die Möglichkeit, dass wir uns bei einer Einplanung auf ein Ding beziehen, das in Figur 6.9 IRPT genannt ist. Wir werden mehr darüber in Kapitel 6.2.3 lesen.





Figur 6.9: Einplanung

Wenn wie in Beispiel 6.12 einige Einplanungen derselben Task aufeinander folgen, gilt immer nur diejenige, die der Rechner zuletzt ausgeführt hat. Falls irgend etwas aufgrund mehrerer Ursachen gemacht werden soll, müssen wir in Basis-PEARL Hilfskonstruktionen wie in Beispiel 6.3 verwenden. (In Full PEARL hätte die Einplanung

```
AT 8:0:0, AT 12:0:0, AT 18:0:0 ACTIVATE KLINGELN;
```

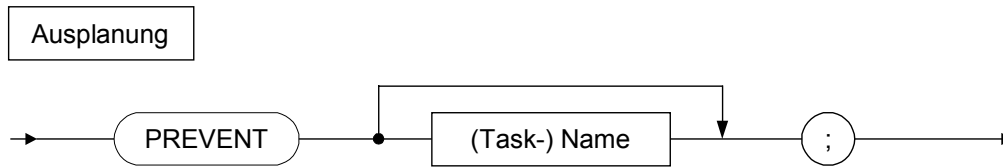
die selbe Wirkung wie Beispiel 6.13).

```
AT 8:0:0 ACTIVATE KLINGELN;           /* um 8:00 Uhr           */
ALL 1 HRS UNTIL 18:0:0 ACTIVATE KLINGELN; /* Jede volle Stunde    */
                                           /* bis 18:00 Uhr         */
AFTER 5 SEC ACTIVATE KLINGELN;        /* Nach 5 Sekunden      */
ALL 1 HRS DURING 12 HRS ACTIVATE KLINGELN; /* Jede volle Stunde    */
                                           /* während 12 Stunden   */
ALL ZEITINTERVALL DURING ARBEITSZEIT   /* mit variablen        */
    ACTIVATE KLINGELN;                 /* Zeiten                */
```

Beisp. 6.12 Einplanungen, gültig ist immer nur die zuletzt ausgeführte

```
AT 8:0:0 ACTIVATE MORGENKLINGEL;
AT 12:0:0 ACTIVATE MITTAGSKLINGEL;
AT 18:0:0 ACTIVATE ABENDKLINGEL;
MORGENKLINGEL:TASK;
    ACTIVATE KLINGELN;
END;
MITTAGSKLINGEL:TASK;
    ACTIVATE KLINGELN;
END;
ABENDKLINGEL:TASK;
    ACTIVATE KLINGELN;
END;
```

Beisp. 6.13: Einplanungen für KLINGELN zu drei verschiedenen Zeiten



Figur 6.10: Ausplanung

Einmal gemachte Einplanungen können durch Ausplanungen aufgehoben werden (Figur 6.10). In Beispiel 6.10 wären die beiden letzten Task-Durchläufe deshalb mit

```
PREVENT ANDERETASK;
```

verhindert worden, wenn wir diese Anweisung vor dem

```
TERMINATE ANDERETASK;
```

eingefügt hätten. Dabei ist die Reihenfolge wichtig: wir müssen immer erst die Ausplanung vornehmen und dann versuchen, die Task abzubrechen, wenn wir sicher verhindern wollen, dass eine Task weitermacht. Bei der umgekehrten Reihenfolge passiert das, was Beispiel 6.14 zeigt: nachdem die andere Task abgebrochen worden ist, wurde sie sofort wieder gestartet, weil die Einplanung noch bestand und erst danach durch `PREVENT` gelöscht wurde.

```

.
TERMINATE ANDERETASK;
PUT 'DIE ANDERE TASK IST GEKILLT' TO TERMINAL;
PREVENT ANDERETASK;
PUT 'DIE ANDERE TASK IST AUSGEPLANT' TO TERMINAL;
.
.
DIE ANDERE TASK IST BEI DER           4-TEN AUSGABE
DIE ANDERE TASK IST GEKILLT
DIE ANDERE TASK IST JETZT AN DER ARBEIT
DIE ANDERE TASK IST AUSGEPLANT
DIE ANDERE TASK IST BEI DER           1-TEN AUSGABE
.
.

```

Beisp. 6.14: Oben zwei Zeilen der Task MAIN aus Beispiel 6.10, hinter die die `PREVENT`-Anweisung eingefügt ist. Das Ergebnis darunter zeigt, dass die andere Task zwar nach der vierten Ausgabeoperation gekillt wird, aber wegen der gepufferten Aktivierung sofort wieder gestartet wird, so dass die `PREVENT`-Anweisung zu spät kommt, um dies zu verhindern.

Am Anfang dieses Kapitels haben wir gelesen, was passiert, wenn eine schon gestartete Task noch einmal gestartet wird, bevor sie beendet war. Wie ist es aber, wenn eine Task durch `TERMINATE` beendet werden soll, obwohl sie noch gar nicht gestartet ist oder schon ihr natürliches Ende erreicht hat? Wir könnten es leicht ausprobieren, indem wir in Beispiel 6.10 die `ANDERETASK` nur zwei oder drei Wiederholungen machen und nur einmal durch `MAIN` starten lassen, so dass sie schon beendet ist, bevor `MAIN` die Abbruchanweisung ausführt.

Die Basis-PEARL-Norm schreibt vor, dass beim Versuch, eine nicht aktive Task mit `TERMINATE` abzubrechen, ein Fehlersignal erzeugt werden soll. Wir können uns aber überlegen, dass es normalerweise keinen Sinn hat, auf ein derartiges Signal mit einer anderen Ausnahmeplanung zu reagieren, als gar nichts zu tun. Das Fehlersignal sagt uns nämlich nur, dass die Task im Augenblick des `TERMINATE` nicht aktiv war. Diese Aussage kann im nächsten Augenblick schon nicht mehr stimmen, weil in einem System mit echter Parallelarbeit eine Task jederzeit wieder aktiv werden kann, also auch in der kurzen Zeit zwischen Erzeugung des Fehlersignals und

Durchführung der zugehörigen Ausnahmereaktion. Deshalb ist es kein grober Verstoß gegen die Norm, wenn in einem solchen Fall auf unserem Testrechner das `TERMINATE ANDERETASK` gar nichts bewirkt. Ähnlich ist es mit den anderen Task-Steueranweisungen (mit Ausnahme von `ACTIVATE`): wenn sie nicht ausgeführt werden können, haben sie auf vielen PEARL-Systemen einfach keine Wirkung.

Deshalb ist es sehr wichtig, dass wir immer die Reihenfolge `PREVENT - TERMINATE` verwenden, wenn wir den Ablauf einer eingeplanten Task mit Sicherheit verhindern wollen. Bei umgekehrter Reihenfolge könnte es passieren, dass die Task noch nicht läuft und die Task ins Leere schlägt. Sie könnte dann zufällig in der kurzen Zeit bis zur Ausführung des `PREVENT` gestartet werden. Wir hätten dann einen der berüchtigten Fehler, wie sie in Echtzeitprogrammen manchmal erst nach jahrelangem Betrieb zum ersten Mal auftreten.

### 6.2.3 Start durch Unterbrechungen

Wenn wir mit einem Rechner Echtzeit-Datenverarbeitung betreiben wollen ist es notwendig, dass der Rechner unverzüglich Kenntnis von denjenigen Ereignissen in seiner Umwelt erhält, auf die er sofort reagieren soll. Deshalb besitzen Prozessrechner sogenannte Interrupt- (Unterbrechungs-) Eingänge: ein elektrisches Signal an einem dieser Eingänge bewirkt eine Unterbrechung des gerade laufenden Programms und kann das Betriebssystem veranlassen, die sofortige Reaktion auf die Unterbrechung zu starten. Danach wird das unterbrochene Programm normalerweise fortgesetzt. Wir können derartige Unterbrechungen mit Telefonanrufen vergleichen, die uns ja auch veranlassen können, zunächst etwas anderes zu machen, bevor wir mit der unterbrochenen Arbeit fortfahren.

Weil diese Unterbrechungen wieder etwas sind, was von außen auf ein Programm einwirkt, müssen wir sie wie `DATIONS` und `SIGNALS` im Systemteil benennen und im Problemteil spezifizieren. Letzteres tun wir mit dem Schlüsselwort `INTERRUPT` oder seiner Abkürzung `IRPT` (Figur 5.1). Wie Datenstationen und Signale können wir dabei mehrere Unterbrechungen zu einer eindimensionalen Matrix zusammenfassen.

Nachdem wir die Benutzung einer Unterbrechung derart vorbereitet haben, können wir sie in Einplanungen verwenden (Figur 6.9) und auf diese Weise eine Task infolge einer Unterbrechung starten lassen.

Dabei gibt es jedoch noch etwas zu beachten: in der Praxis kann es vorkommen, dass durch Gerätefehler Unterbrechungen in rascher Folge ausgelöst werden oder dass während gewisser Zeiten Unterbrechungen nicht beachtet werden sollen. Deshalb haben Prozessrechner die Möglichkeit, einzelne Unterbrechungseingänge abzuschalten. Das wird als Maskieren (disable) bezeichnet. Umgekehrt wird das Wiedereinschalten Demaskieren (enable) genannt. Bevor wir also wirklich mit der Unterbrechung arbeiten, müssen wir sie demaskieren. Die Schreibweise dafür entnehmen wir Figur 6.2.

Wir wollen jetzt ein kleines Beispiel ausprobieren, mit dem wir unsere Reaktionszeit testen können (Beispiel 6.15). Dazu nehmen wir das Interruptsignal, das am Terminal durch Drücken der `ESCAPE`-Taste ausgelöst wird. (Wenn diese Taste bei einem anderen Rechnertyp keine Unterbrechung auslösen sollte, müssen wir eine andere nehmen. Es gibt bestimmt eine, weil wir sonst keine Möglichkeit hätten, "normale" Programme abzubrechen.) Das Programm soll 10 Sekunden nach dem Start "jetzt" auf dem Terminal ausgeben. Dann sollen wir möglichst schnell die `ESCAPE`-Taste drücken. (Auf dem EPR 1300 müssen wir dann noch "EV" eingeben, um die `ESCAPE`-Unterbrechung an unser Programm weiterzuleiten.) Die Uhrzeiten erhalten wir dabei durch die Standardfunktionsprozedur `DAYTIME`. (Bei anderen Systemen hat die Prozedur möglicherweise einen anderen Namen, z.B. `NOW`.)

```

MODULE (REAKT);                                     /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
 * Das Programm ermittelt die Reaktionszeit zwischen einer Ausgabe *
 * auf dem Terminal und dem Drücken der ESCAPE-Taste *
 * Version 1.1 / 14.7.84 / Frevert *
 *****/
SYSTEM;                                             /* EPR 1300 */
    TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);
    ESCAPETASTE:SIARRAY(11)->INLST(0); /* ESCAPE-Unterbrechung */
PROBLEM;
    SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC DIM(,) TFU MAX FORWARD
                                CONTROL(ALL);
    SPC ESCAPETASTE INTERRUPT; /* ESCAPE-Unterbrechung */
    DCL STARTZEIT CLOCK; /* wird von zwei Tasks benutzt;*/
                                /* nutzt; deshalb modulglobal */

MAIN: TASK RESIDENT;
/*****
 * Die Task bereitet die Reaktionszeitmessung vor, indem sie eine *
 * Task einplant, die nach 10 Sekunden gestartet werden soll *
 * Version 1.1 / 14.7.84 / Frevert *
 *****/
AFTER 10 SEC ACTIVATE JETZTTASK;
END;/ Task MAIN */

JETZTTASK:TASK;
/*****
 * Die Task plant die Task ein, die durch die ESCAPE-Unterbrechung *
 * angestoßen werden soll, demaskiert die ESCAPE-Unterbrechung, *
 * gibt "jetzt" aus und misst die Uhrzeit *
 * Version 1.1 / 14.7.84 / Frevert *
 *****/
WHEN ESCAPETASTE ACTIVATE REAKTIONSZEITRECHNUNG;
ENABLE ESCAPETASTE /* Unterbrechung demaskieren */
PUT 'JETZT' TO TERMINAL;
STARTZEIT:=DAYTIME; /* Holen der Uhrzeit */
END;/ Task JETZTTASK */

REAKTIONSZEITRECHNUNG:TASK RESIDENT;
/*****
 * Die Task ermittelt die Reaktionszeit zwischen der Ausgabe von *
 * "jetzt" und der Betätigung der ESCAPE-Taste *
 * Version 1.1 / 14.7.84 / Frevert *
 *****/
DCL REAKTIONSZEIT DURATION;
REAKTIONSZEIT:=DAYTIME-STARTZEIT;
PUT 'DIE REAKTIONSZEIT BETRUG' ,REAKTIONSZEIT TO TERMINAL;
END;/ Task REAKTIONSZEITRECHNUNG */

MODEND;

```

Beisp. 6.15: Programm zur Messung der Zeit zwischen einer Terminalausgabe und dem Drücken der ESCAPE-Taste.

Die Task REAKTIONSZEITRECHNUNG bleibt durch den Zusatz RESIDENT dauernd im Hauptspeicher, damit sie möglichst schnell durch die Unterbrechung gestartet werden kann. Außerdem wollen wir uns angewöhnen, Unterbrechungen möglichst erst zu demaskieren, nachdem die zugehörige Task eingeplant worden ist, damit eine vorzeitig ausgelöste Unterbrechung keine Fehlermeldung des Rechnertyps auslöst.

```

JETZTTASK:TASK;
/*****
 * Die Task plant die Task ein, die durch die ESCAPE-Unterbrechung
 * angestoßen werden soll, demaskiert die ESCAPE-Unterbrechung,
 * gibt "jetzt" aus und misst die Uhrzeit. Außerdem wird eine Task
 * zur Überwachung eingeplant
 * Version 2.1 / 14.7.84 / Frevert
 *****/
WHEN ESCAPETASTE ACTIVATE REAKTIONSZEITRECHNUNG;
ENABLE ESCAPETASTE /* Unterbrechung demaskieren */
PUT 'JETZT' TO TERMINAL;
STARTZEIT:=DAYTIME; /* Holen der Uhrzeit */
AFTER 5 SEC ACTIVATE UEBERWACHUNG; /* Einplanen der überwachenden */
/* Task */
END; /* Task JETZTTASK */

REAKTIONSZEITRECHNUNG:TASK RESIDENT;
/*****
 * Die Task ermittelt die Reaktionszeit zwischen der Ausgabe von
 * "jetzt" und der Betätigung der ESCAPE-Taste. Außerdem wird die
 * Überwachung ausgeschaltet
 * Version 1.1 / 14.7.84 / Frevert
 *****/
DCL REAKTIONSZEIT DURATION;
REAKTIONSZEIT:=DAYTIME-STARTZEIT;
PREVENT UEBERWACHUNG; /* Ausplanen */
PUT 'DIE REAKTIONSZEIT BETRUG',REAKTIONSZEIT TO TERMINAL;
END; /* Task REAKTIONSZEITRECHNUNG */

UEBERWACHUNG: TASK;
/*****
 * Die Task gibt eine Meldung aus, wenn die ESCAPE-Taste nicht
 * innerhalb einer Toleranzzeit betätigt wurde
 * Version 1.1 / 14.7.84 / Frevert
 *****/
PUT 'WUENSCHEN WOHL ZU RUHEN' TO TERMINAL;
END; /* Task UEBERWACHUNG */

```

Beisp. 6.16: Ergänzung von Beispiel 6.15 durch eine Überwachung der Reaktionszeit und deren Ein- und Ausplanung in den Tasks JETZTTASK bzw. REAKTIONSZEITRECHNUNG.

Es ist offensichtlich nicht schwer PEARL-Programme zu schreiben, bei denen Tasks durch mehrere Unterbrechungen angestoßen werden. Wir können unsere Kenntnisse über Ein- und Ausplanungen aber auch dazu benutzen, Tasks anzustoßen, wenn innerhalb vorgegebener Zeit keine Unterbrechung erfolgt ist. Das ist insofern wichtig, weil es uns die Möglichkeit gibt, das Nicht-Funktionieren einer Anlage in einem industriellen Prozess zu erkennen, die sich regelmäßig durch Unterbrechungen beim steuernden Rechner melden soll. Dazu brauchen wir nur eine Überwachungstask einzuplanen, die sich nach einiger Zeit meldet, wenn die Unterbrechung ausgeblieben ist. Wenn sie jedoch kommt, wird die Überwachungstask ausgeplant. Beispiel 6.16 zeigt eine derartige Ergänzung des Beispiels aus Beispiel 6.15.

Zu Testzwecken können auch Unterbrechungen durch unser Programm selbst ausgelöst werden. Dazu dient die TRIGGER-Anweisung (Figur 6.2). Unsere ESCAPE-Bestätigung könnten wir beispielsweise durch

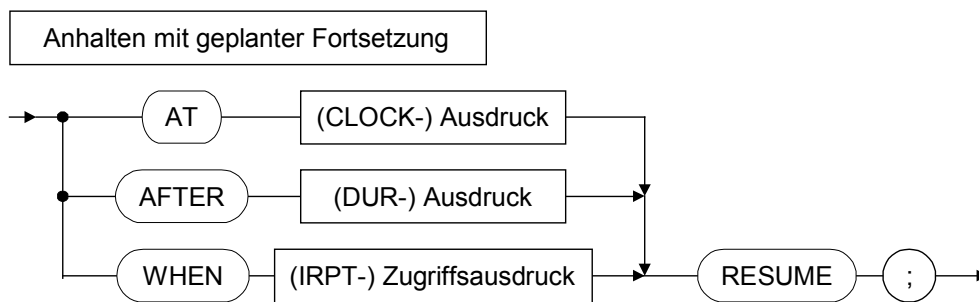
```
TRIGGER ESCAPETASTE;
```

simulieren.

Die Unterbrechungen unterscheiden sich übrigens in einer grundsätzlichen Hinsicht von den Signalen: Signale werden dadurch erzeugt, dass eine Task irgendeinen Fehler macht. Sie werden deshalb nur an die Task weitergeleitet, die die Auslösung des Signals bewirkt hat. Unterbrechungen hingegen können auf alle Tasks einwirken, die auf sie warten. Sei es, dass sie entsprechend eingeplant sind oder dass sie ihre Fortsetzung eingeplant haben. Deshalb kann eine Unterbrechung auch mehrere Tasks gleichzeitig zum Start bringen.

#### 6.2.4 Anhalten und Fortsetzen

Das Programm aus Beispiel 6.15 hat einen beträchtlichen Schönheitsfehler (den PEARL-Anfänger häufig machen): es besteht aus viel zu vielen Tasks. Wenn wir uns den Ablauf nämlich genau überlegen, folgen die einzelnen Aktionen "Warten", "jetzt ausgeben" und `ESCAPE`-Unterbrechung zeitlich nacheinander. Es müsste daher auch möglich sein, sie in eine einzige Task zu packen, anstatt den Rechner zur Verwaltung von drei Tasks zu zwingen. Wir müssen nur die Task `MAIN` dazu bringen, erst 10 Sekunden zu warten, dann "jetzt" auszugeben und dann noch einmal auf die Unterbrechung zu warten, bevor die Reaktionszeit von ihr ermittelt wird. Das können wir durch die Task-Steueranweisung "Anhalten mit eingeplanter Fortsetzung" (`RESUME`-Anweisung) bewirken, deren Syntax in Figur 6.11 gezeigt wird.



Figur 6.11: Anhalten mit eingeplanter Fortsetzung

Durch sie wird eine Task in den obersten der Wartezustände aus Figur 6.5 versetzt. Ein Ereignis wie eine Unterbrechung oder das Erreichen eines Zeitpunkts veranlasst dann das Betriebssystem, sie wieder in den Zustand "laufend" zurückzusetzen. Beispiel 6.17 zeigt das entsprechend abgeänderte Programm, wobei wir die Überwachung aus Beispiel 6.16 beibehalten.

Durch die Verwendung von nur einer Task für die eigentliche Messung haben wir außerdem erreicht, dass wir die Variable `STARTZEIT` innerhalb der Task `MAIN` vereinbaren können. Wir werden nämlich in Kapitel 6.4.1 sehen, dass modulglobale Variablen in Programmen mit mehreren Tasks zu besonderen Vorsichtsmaßnahmen zwingen.

Das Anhalten mit eingeplanter Fortsetzung hat beim Umgang mit Unterbrechungen übrigens einen großen Vorteil: es macht die Programme unempfindlich gegen mehrfach ausgelöste Unterbrechungen durch das Prellen von Tasten. In unserer ersten Version des Programms würde durch das Prellen der `ESCAPE`-Taste die Task `REAKTIONZEITRECHNUNG` zweimal gestartet worden. In unserer verbesserten Version stößt eine zweite Unterbrechung einfach ins Leere, weil dann die Task nicht mehr auf Fortsetzung wartet.

```

MODULE (REAKT);                               /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
 * Das Programm ermittelt die Reaktionszeit zwischen einer Ausgabe *
 * auf dem Terminal und dem Drücken der ESCAPE-Taste             *
 * Version 2.1 / 14.7.84 / Frevert                               *
 *****/
SYSTEM;                                        /* EPR 1300 */
    TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);
    ESCAPETASTE:SIARRAY(11)->INLST(0); /* ESCAPE-Unterbrechung */
PROBLEM;
    SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC DIM(,) TFU MAX FORWARD
                                CONTROL(ALL);
    SPC ESCAPETASTE INTERRUPT; /* ESCAPE-Unterbrechung */

MAIN: TASK RESIDNET;
/*****
 * Die Task führt die Reaktionszeitmessung aus, indem sie      *
 * 10 Sekunden wartet; "jetzt" ausgibt und auf die Betätigung *
 * der ESCAPE-Taste wartet; außerdem sorgt sie für die Über-  *
 * wachung der Reaktionszeit                                   *
 * Version 2.1 / 14.7.84 / Frevert                               *
 *****/
DCL STARTZEIT CLOCK;
DCL REAKTIONSZEIT DURATION;
AFTER 10 SEC RESUME; /* Einplanung der Fortsetzung */
ENABLE ESCAPETASTE /* Unterbrechung demaskieren */
PUT "JETZT" TO TERMINAL;
STARTZEIT:=DAYTIME; /* Holen der Uhrzeit */
AFTER 5 SEC ACTIVATE UEBERWACHUNG; /* Einplanen der Über- */
/* wachenden Task */
WHEN ESCAPETASTE RESUME; /* Einplanung der Fortsetzung */
REAKTIONSZEIT:=DAYTIME-STARTZEIT;
PREVENT UEBERWACHUNG /* Ausplanen */
PUT 'DIE REAKTIONSZEIT BETRUG',REAKTIONSZEIT TO TERMINAL;
END; /* Task MAIN */

UEBERWACHUNG: TASK;
/*****
 * Die Task gibt eine Meldung aus, wenn die ESCAPE-Taste nicht *
 * innerhalb einer Toleranzzeit bestätigt wurde                *
 * Version 1.1 / 14.7.84 / Frevert                               *
 *****/
PUT 'WUENSCHEN WOHL ZU RUHEN' TO TERMINAL;
END; /* Task UEBERWACHUNG */

```

Beisp. 6.17: Verbessertes Programm zur Messung der Zeit zwischen einer Terminalausgabe und dem Drücken der ESCAPE-Taste.

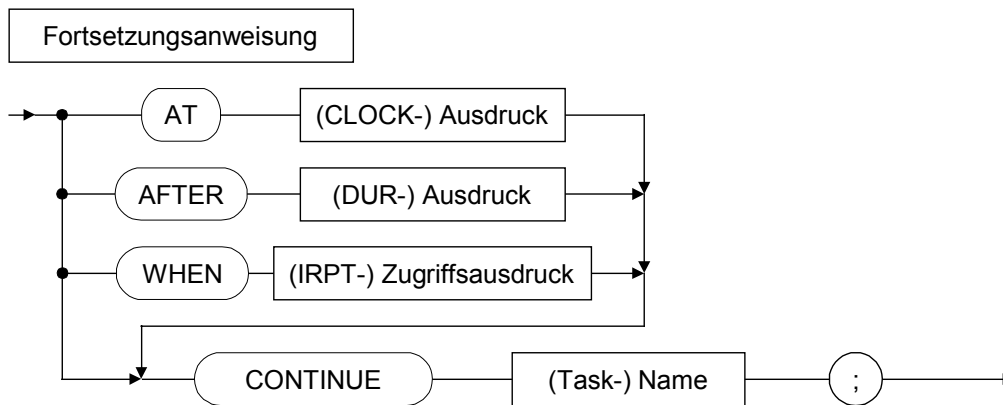
Wenn wir jetzt noch einmal zu Figur 6.5 zurückblättern und uns deren linken oberen Teil ansehen, stellen wir fest, dass eine Task, die infolge einer RESUME-Anweisung auf ein Ereignis wartet, durch eine Ausplanung mit PREVENT in einen unbedingten Wartezustand gerät. Wir können das ausprobieren, indem wir die Überwachungstask aus unserem Beispiel mit einer derartigen Anweisung versehen und sie zum Anspringen bringen, indem wir die ESCAPE-Taste nach der Ausgabe von "JETZT" nicht rechtzeitig betätigen (Beispiel 6.18). Durch die Ausplanung bleibt jetzt die ESCAPE-Taste wirkungslos.

Im selben unbedingten Wartezustand kann sich eine Task auch durch eine Anhaltenweisung bringen (Figur 6.12). Natürlich kann sie sich aus ihm nicht selbst befreien. Weil sie wartet, führt sie ja keine Anweisungen aus und ist auf die Gnade einer anderen Task angewiesen, die sie mit einer Fortsetzungsanweisung (Figur 6.13) zum Weiterlaufen veranlassen kann. Da die Überwachungs-

task in Beispiel 6.18 eine derartige Anweisung enthält, können wir die auch gleich mit ausprobieren.



Figur 6.12: Anhalteanweisung



Figur 6.13: Fortsetzungsanweisung

UEBERWACHUNG: TASK;

```

/*****
 * Die Task gibt eine Meldung aus, wenn die ESCAPE-Taste nicht
 * innerhalb einer Toleranzzeit betätigt wurde, plant MAIN aus und
 * wieder ein, nachdem irgendeine Eingabe gemacht worden ist
 * Version 2.1 / 14.7.84 / Frevert
 *****/

```

```

DCL ZEICHEN CHAR(1);
PUT 'WUENSCHEN WOHL ZU RUHEN' TO TERMINAL;
PREVENT MAIN; /* Ausplanen der Fortsetzung */
PUT 'DIE ESCAPE-TASTE DUERFTE JETZT WIRKUNGSLOS SEIN',
    'BIS IRGENDEINE ANDERE ZEICHENTASTE GEDRUECKT WURDE'
    TO TERMINAL;

GET ZEICHEN FROM TERMINAL;
WHEN ESCAPETASTE CONTINUE MAIN; /* Wiedereinplanen */
END; /* Task UEBERWACHUNG */

```

Beisp. 6.18: Geänderte Version der Task UEBERWACHUNG aus Beispiel 6.17. Wenn die ESCAPE-Taste so spät gedrückt wurde, dass diese Task gestartet wird, wird MAIN in den unbedingten Wartezustand versetzt und die Unterbrechung ESCAPE-TASTE wirkungslos. Gleichzeitig erwartet diese Task hier auf die Eingabe eines Zeichens, nach der Task MAIN wieder auf die Unterbrechung reagiert.

Die oben erwähnte Anhalteanweisung SUSPEND kann in Full PEARL von einer Task dazu benutzt werden, eine andere Task anzuhalten und später mit CONTINUE zum Weiterlaufen zu veranlassen. In Basis-PEARL darf eine Task nur sich selber anhalten. Wenn eine andere sie dabei beeinflussen will, geht das durch Setzen einer BIT(1)-Variablen (Beispiel 6.19).

Anfänger, die noch keine schlechten Erfahrungen gemacht haben, verwenden die Anhalteanweisung auch, wenn eine Task darauf warten soll, dass eine andere ihre Arbeit gemacht hat. Beispiel 6.20 zeigt so ein schlechtes Beispiel. Wenn nämlich wider Erwarten die Task LANGSAMERE mit CONTINUE fertig ist, bevor SCHNELLERE ihr SUSPEND gemacht hat, schlägt das CONTINUE ins Leere (laut Norm sollte dann ein Fehlersignal erzeugt werden) und die Task



SCHNELLERE wartet ewig auf dem SUSPEND. Wir werden in Kapitel 6.4 lernen, dass es bessere Methoden gibt, Tasks miteinander zu synchronisieren.

```
DCL SUSPENDIEREN BIT(1) INIT('0'B);
.
.
ANHALTEWILLIGE: TASK;
.
.
  IF SUSPENDIEREN THEN                /* Wenn angehalten werden soll,*/
    SUSPEND;                          /* halte an                      */
  FIN;
.
END;

ANHALTER: TASK;
.
.
SUSPENDIEREN:='1'B;                  /* Zeichen für Anhalten geben  */
.
.
SUSPENDIEREN:='0'B;                  /* Zeichen zurücknehmen        */
CONTINUE ANHALTEWILLIGE;            /* Fortsetzen lassen           */
.
END; /* Task ANHALTER */
```

Beisp. 6.19: Der Task ANHALTEWILLIGE wird durch ANHALTER signalisiert, dass sie sich anhalten soll. Danach wird sie von ANHALTER zur Fortsetzung gebracht.

```
SCHNELLERE: TASK;
.
.
  SUSPEND;                            /* Anhalten bis die andere     */
.                                    /* Fortsetzung bewirkt        */
END; /* Task SCHNELLERE */

LANGSAMERE: TASK;
.
.
  CONTINUE SCHNELLERE;                 /* Fortsetzen lassen          */
.
END; /* Task LANGSAMERE */
```

Beisp. 6.20: Falsche Task-Synchronisierung: die SCHNELLERE soll auf die LANGSAMERE warten, indem sie eine Anhalteanweisung ausführt. Wenn wider Erwarten LANGSAMERE das CONTINUE ausführt bevor SCHNELLERE das SUSPEND machen konnte, bleibt letztere hängen.

Wir haben damit wieder ein Beispiel für die Tücken der Echtzeitprogrammierung. Ein anderes ist auch ganz interessant: wir dürfen nie

```
  AFTER 10 SEC CONTINUE;
  SUSPEND;
```

in eine Task schreiben, damit sie wartet und nach 10 Sekunden fortgesetzt wird, obwohl das nach den Syntaxregeln zulässig ist. Falls aber die Task aus irgendeinem Grund nach dem CONTINUE für mehr als 10 Sekunden unterbrochen wird, bleibt sie ewig auf dem SUSPEND hängen. Es ist so, als wenn ich den Wecker stelle, dass er mich nach einer halben Stunde weckt und dann erst nach 35 Minuten schlafen gehe. Auch im täglichen Leben müssen Weckereinstellen und Schlafengehen

eine einzige Handlung sein - wie in PEARL durch RESUME.

### 6.3 Tasks mit gemeinsamen Prozeduren

Bei der Programmierung mit PEARL brauchen wir in der Regel für jede Unterbrechung (Interrupt) eine Task, die auf das Ereignis antwortet, das die Unterbrechung ausgelöst hat. Diese Tasks sind jedoch oft für eine ganze Menge von Unterbrechungen praktisch gleich. Nehmen wir zum Beispiel die Steuerung einer Spielzeug-Eisenbahn, bei der hinter jeder Weiche und jedem Signal eine Lichtschranke steht, mit der das Vorbeifahren eines Zugs erkannt werden kann. Wenn eine dieser Lichtschranken eine Unterbrechung auslöst, muss der Rechner zunächst prüfen, ob sie überhaupt kommen durfte und dann irgendwelche Maßnahmen treffen, die sich bei schlauer Programmierung bei den verschiedenen Lichtschranken praktisch nicht voneinander unterscheiden. Es wäre deshalb Unsinn, wenn wir bei 11 Lichtschranken auch 11 lange Tasks schreiben müssten, die wir zu allem Überfluss auch alle eingehend testen müssten. Stattdessen schreiben wir eine einzige Prozedur, die von den 11 Tasks aufgerufen werden kann.

Beispiel 6.21 zeigt einen Ausschnitt aus einem derartigen Programm. Die 11 Tasks warten alle in derselben Prozedur auf einer RESUME-Anweisung. Wenn beispielsweise der Sensor Nr. 5 eine Unterbrechung verursacht, läuft die Task SENSORTASK5 weiter.

```
MODULE (BAHNU);                               /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
 * Der Modul enthält alle Programmteile für die Bearbeitung von 11
 * Lichtschranken-Unterbrechungen einer Modellbahn
 * Version 1.1 / 16.7.84 / Frevert
 *****/
SYSTEM;                                       /* EPR 1300 */
  SENSORMELDUNG(1:11):STARRAY(0:10)->INLST(16:26);
PROBLEM;
  SPC SENSORMELDUNG() INTERRUPT;
  BAHNUINIT: PROC GLOBAL;
  /*****
   * Die Prozedur wird bei Programmstart aufgerufen. Sie dient zum
   * Start der Tasks, die auf die Sensormeldungen warten und diese
   * bearbeiten
   * Version 1.1 / 16.7.84 / Frevert
   *****/
  ACTIVATE SENSORTASK1;
  .
  ACTIVATE SENSORTASK11;
  END; /* Prozedur BAHNUINIT */
SENSORPROZEDUR: PROC(TASKNR FIXED) RESIDENT REENT;
  /*****
   * Die Prozedur demaskiert je eine Unterbrechung, wartet in einer
   * Endloswiederholung auf deren Auflösung und bearbeitet sie
   * Version 1.1 / 16.7.84 / Frevert
   *****/
  ENABLE SENSORMELDUNG(TASKNR);
  REPEAT                                     /* Unendlich oft */
    WHEN SENSORMELDUNG(TASKNR) RESUME; /* auf IRPT warten */
  .                                           /* bearbeiten */
  END; /* unendlich oft */
END; /* Prozedur SENSORPROZEDUR */
SENSORTASK1: TASK RESIDENT;
/*****
 * Die Tasks bearbeiten die Lichtschranken-Unterbrechungen der
 * Lichtschranken (hier Nr. 1), indem sie die Bearbeitungs-
 * prozeduren mit der Tasknr. als Argument aufrufen
 * Version 1.1 / 16.7.84 / Frevert
 *****/
```

```

***** /
CALL SENSORPROZEDUR(1);
END; /* Task SENSORTASK1 */
.
SENSORTASK11: TASK RESIDENT;
CALL SENSORPROZEDUR(11);
END; /* Task SENSORTASK11 */
MODEND;

```

Beisp. 6.21: Ausschnitte aus einem Modul zur Bearbeitung von mehreren gleichartigen Unterbrechungen. 11 Tasks rufen dieselbe Prozedur auf und warten in dieser auf die jeweils zugeordnete Unterbrechung. Sie werden bei Programmstart durch Aufruf von BAHNUNIT gestartet.

```

MODULE (PROBE); /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
* Der Modul dient zum Ausprobieren der REENT-Eigenschaft von
* Prozeduren
* Version 1.1 / 16.7.84 / Frevert
*****/
SYSTEM; /* Für EPR 1300 */
TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);
ESCAPETASTE:SIARRAY(11)->INLST(0);
PROBLEM;
SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC DIM(,) TFU MAX FORWARD
CONTROL(ALL);
SPC ESCAPETASTE INTERRUPT; /* ESCAPE-Unterbrechung */
MORGENPROZEDUR: PROC(PERSON CHAR(7)) RESIDENT REENT;
/*****
* Die Prozedur simuliert die Morgentoilette einer Person, indem
* sie zunächst auf eine Unterbrechung wartet und dann einige
* Zeilen auf dem Terminal ausgibt
* Version 1.1 / 16.7.84 / Frevert
*****/
REPEAT /* Unendlich oft */
PUT PERSON,'SCHLAEFT' TO TERMINAL;
WHEN ESCAPETASTE RESUME; /* Warten bis betätigt */
PUT PERSON,'WACHT AUF' TO TERMINAL;
PUT PERSON,'GEH INS BADEZIMMER' TO TERMINAL;
PUT PERSON,'BENUTZT DAS WC' TO TERMINAL;
PUT PERSON,'DUSCHT SICH' TO TERMINAL;
PUT PERSON,'PUTZT SICH DIE ZAEHNE' TO TERMINAL;
PUT PERSON,'KAEMMT SICH' TO TERMINAL;
PUT PERSON,'VERLAESST DAS BADEZIMMER' TO TERMINAL;
END; /* Unendliche Wiederholungen */
END; /* MORGENPROZEDUR */
MAIN: TASK;
/*****
* Die Task demaskiert die Unterbrechung durch die ESCAPE-Taste
* und startet die anderen Tasks
* Version 2.1 / 14.7.84 / Frevert
*****/
ENABLE ESCAPETASTE;
ACTIVATE VATER; ACTIVATE MUTTER; ACTIVATE SOHN;
PUT 'DIE TASKS SIND BEREIT UND WARTEN AUF ESCAPE-TASTE'
TO TERMINAL;
END; /* Task MAIN */
VATER:TASK RESIDENT;
CALL MORGENPROZEDUR('VATER');
END; /* Task VATER */
MUTTER:TASK RESIDENT;
CALL MORGENPROZEDUR(MUTTER);

```

```

END; /* Task MUTTER */
SOHN:TASK RESIDENT;
    CALL MORGENPROZEDUR(SOHN);
END; /* Task SOHN */
MODEND;

```

Beisp. 6.22: Programm mit 3 Tasks, die durch MAIN gestartet werden und dann gemeinsam in einer Prozedur mit Endloswiederholung auf Betätigung der ESCAPE-Taste warten. Danach geben sie einige Texte aus.

Mancher Programmierer, der bisher nur "gewöhnliche" Programme kennt, wird nicht glauben, dass das funktionieren kann. Der Kernpunkt der Sache liegt jedoch im kleinen Wörtchen `REENT` in der Prozedurvereinbarung. Dadurch kann die Prozedur von beliebig vielen Tasks gleichzeitig aufgerufen werden und gleichzeitig für diese arbeiten. Technisch ist das übrigens nicht schwieriger, als wenn  $x$  Studenten in einem Ferienlagerzelt schlafen: genau wie dort die Sache gut geht, wenn jeder seine eigene Luftmatratze und seinen eigenen Schlafsack mitbringt, bringt bei einem PEARL-System jede Task einer `REENT`-Prozedur alles mit, was diese braucht, wenn sie für die Task arbeitet.

Wer das jetzt immer noch nicht glaubt, kann ein kleines Programm ausprobieren (Beispiel 6.22). In ihm machen auch alle Tasks so ungefähr das selbe. Weil wir nicht an jedem Rechner eine Spielzeug-Eisenbahn voraussetzen können, werden hier die Tasks jedoch alle gemeinsam durch die `ESCAPE`-Tastenunterbrechung zum Weiterlaufen gebracht.

```

VATER SCHLAEFT
MUTTER SCHLAEFT
SOHN SCHLAEFT
DIE TASKS SIND BEREIT UND WARTEN AUF ESCAPE-TASTE
SOHN WACHT AUF
MUTTER WACHT AUF
VATER WACHT AUF
SOHN GEHT INS BADEZIMMER
MUTTER GEHT INS BADEZIMMER
VATER GEHT INS BADEZIMMER
.
.

```

Beisp. 6.23: Ergebnisse des Programms aus Beispiel 6.22. Alle 3 Tasks befinden sich in der Ausführung der Prozedur, wenn die `ESCAPE`-Tastenunterbrechung sie zur Fortsetzung veranlasst. Der Rechner führt jede `PUT`-Anweisung der Prozedur nacheinander für jede der Tasks aus.

Beispiel 6.23 zeigt die Ergebnisse eines Programmlaufs. Wir sehen deutlich, dass sich alle Tasks gleichzeitig in der Prozedur aufhalten und gleichzeitig durch die `ESCAPE`-Taste zum Weiterlaufen gebracht werden.

## 6.4 Koordination und Synchronisation von Tasks

Das Programmresultat Beispiel 6.23 ist insofern etwas merkwürdig, weil sich die ganze Task-Familie ziemlich ungeniert gleichzeitig im Badezimmer tummelt. Daran können wir auch nichts ändern, wenn wir den Tasks verschiedene Prioritäten geben. Nur die Reihenfolge mancher Ergebniszeilen wird dadurch beeinflusst, nicht aber der gleichzeitige Ablauf der Tasks. Für die Prozessrechnung ist solch ein Durcheinander unter Umständen sehr unangenehm. Wir brauchen nur daran zu denken, dass die Zeilen mehrzeiliger Fehlermeldungen auf diese Weise vermischt werden könnten. Noch kritischer kann die Sache werden, wenn mehrere Tasks gleichzeitig dieselbe modulglobale Variable benutzen wollen. Die erste will 5 darin aufbewahren und später wiederholen, die zweite 6. Dann hängt es vom Zufall ab, welcher Wert am Ende wirklich in der Variablen steht und von den Tasks abgeholt werden kann.

Beispiel 6.24 zeigt ein Programm, bei dem zwei Tasks so eingeplant werden, dass die erste nach

0,09 Sekunden gestartet wird und die zweite nach 0,1 Sekunden. Der Testrechner hat eine Uhr mit einer Auflösung von Hundertstel-Sekunden. Wenn die zweite Task zufällig gerade am Ende einer Hundertstel-Sekunde eingeplant wird und die erste am Anfang der nächsten Hundertstel-Sekunde, ergibt sich für beide derselbe Zeitpunkt und deshalb zufällig die falsche zeitliche Reihenfolge. (Im Programm ist dem Zufall durch die geschachtelten Wiederholungen vor den Einplanungen nachgeholfen worden.) Wir lernen aus dem Beispiel, dass wir es irgendwie anders machen müssen, wenn zwei Tasks ihre Tätigkeiten mit Sicherheit in einer bestimmten Reihenfolge ausführen sollen.

Der Holländer Dijkstra hat vor knapp 20 Jahren ein ganz einfaches, aber raffiniertes Hilfsmittel für die Lösung derartiger Probleme erfunden, nämlich die sogenannten Semaphore-Operationen. Semaphore (in PEARL abgekürzt SEMA genannt) sind ganz spezielle Variable, die nur durch die Koordinationsanweisungen Anfordern (REQUEST) und Freigeben (RELEASE) verändert werden können (Figur 6.14). Der Witz dabei ist, dass zwei Tasks eine SEMA-Variable nie gleichzeitig anfordern oder freigeben können, sondern dass das Rechnersystem dafür sorgt, dass die Operationen stets zeitlich nacheinander ausgeführt werden. Wir können deshalb auch sagen, dass SEMA-Operationen ununterbrechbar sind. Wir werden gleich sehen, warum das so wichtig ist.

```

MODULE (ZUF);                               /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
 * Das Programm gibt ein Beispiel für unerwartete Zufälle bei der
 * Echtzeitprogrammierung
 * Version 1.1 / 17.7.84 / Frevert
 *****/
SYSTEM;                                     /* EPR 1300 */
  TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);
PROBLEM;
  SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC DIM(,) TFU MAX FORWARD
                                     CONTROL(ALL);
  DCL MODULGLOBAL FIXED;
  MAIN: TASK;
  /*****
   * Die Task plant 2 andere ein und wiederholt das so lange, bis
   * sich etwas Unerwartetes ereignet
   * Version 1.1 / 14.7.84 / Frevert
   *****/
  DCL ZAEHLER FIXED INIT(0);
  REPEAT                                  /* Unendlich oft */
    AFTER 0.5 SEC RESUME;                 /* Synchron mit Uhr */
    TO ZAEHLER REPEAT                     /* schiebt die Zeit */
      TO ZAEHLER REPEAT                   /* immer weiter nach */
        ZAEHLER:=ZAEHLER;                 /* hinten durch Unsinn- */
      END;                                  /* Wiederholung */
    END;
    AFTER 0.1 SEC ACTIVATE ZWEITE;        /* Soll als zweite nach */
    AFTER 0.09 SEC ACTIVATE ERSTE;        /* der ersten kommen */
    AFTER 0.5 SEC RESUME;                  /* bis die anderen fertig */
    IF MODULGLOBAL==5 THEN                 /* sollte nie passieren */
      PUT 'DIE MODULGLOBALE VARIABLE HAT DEN WERT 5'
      TO TERMINAL;
    TERMINATE;                             /* Programmende */
    ELSE
      ZAEHLER:=ZAEHLER+1;                 /* Durchläufe zählen */
      PUT 'DER ',ZAEHLER,'-TE DURCHLAUF' TO TERMINAL;
    FIN;
  END; /* Unendliche Wiederholung */
END; /* Task MAIN */
ERSTE:TASK RESIDENT;
  MODULGLOBAL:=5;                          /* Wird sofort */

```

```

END; //Task ERSTE */           /* überschrieben           */
ZWEITE TASK RESIDENT;        /* durch die Zuweisung     */
  MODULGLOBAL:=6;            /* in der später           */
END;                          /* gestarteten Task       */
MODEND;

```

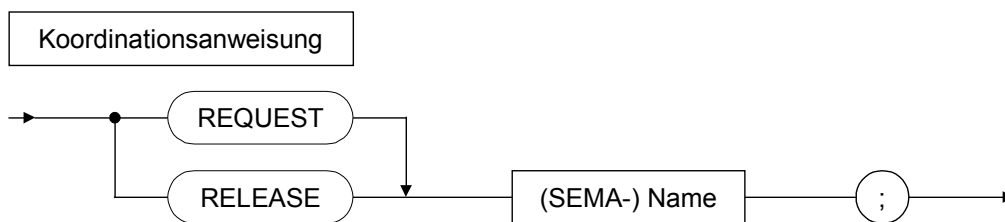
Beisp. 6.24: Zwei Tasks werden so eingeplant, dass die zweite nach der ersten gestartet werden soll.

```

.
.
DER      28-TE DURCHLAUF
DIE MODULGLOBALE VARIABLE HAT DEN WERT 5

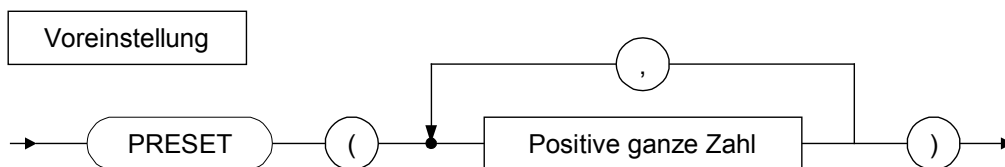
```

Beisp. 6.25: Das Ergebnis eines Testlaufs des Programms 6.24 zeigt, dass die zweite Task vor der ersten gestartet wird, wenn sie zufällig in einer neu angefangenen Hundertstel-Sekunde eingeplant wird.



Figur 6.14: Koordinationsanweisung

Weil SEMA-Variablen zur Koordination verschiedener Tasks dienen sollen, dürfen wir sie nur modulglobal vereinbaren (Figur 4.7), damit sie auch für die Tasks sichtbar sind. Selbstverständlich dürfen sie dabei auch die Eigenschaft GLOBAL bekommen. Außerdem können wir ihnen bei der Vereinbarung eine Voreinstellung geben, die bewirkt, dass sie einen ganzzahligen Anfangswert bekommen, der aber nur größer oder gleich 0 sein darf (Figur 6.15). SEMA-Variablen können nämlich keine negativen Werte annehmen. Wenn wir die Voreinstellung weglassen, bekommt die SEMA-Variable den Anfangswert 0.



Figur 6.15: Voreinstellung

Die Wirkungsweise der Koordinationsanweisungen ist folgende:

Durch die Freigabe (RELEASE) wird der momentane Wert der SEMA-Variablen um 1 erhöht. Durch die Anforderung (REQUEST) wird er um 1 vermindert, wenn er größer als 0 ist. Wenn er jedoch 0 ist, kann die Verminderung nicht durchgeführt werden und die angeforderte Task wird in einen Wartezustand versetzt (Figur 6.5). Sie darf erst dann weiterlaufen, wenn irgend eine andere Task die SEMA-Variable freigibt. Falls dabei mehrere Tasks auf eine Anforderung warten, wird diejenige mit der höchsten Priorität genommen. Die weiterlaufende Task führt als erstes ihre Anforderung aus - und die SEMA-Variable hat wieder den Wert 0.

Mit einem ganz ähnlichen Mechanismus wird übrigens bei Hallenbädern mit automatischer Kassenanlage die Überfüllung verhindert. Dort fordert jeder neue Besucher mit einer Taste und Geldeinwurf eine kleine Metallscheibe an. Wenn er sie bekommt, dient sie zum Öffnen der Zugangsschranke. Er nimmt sie dann mit, weil er sie später für die Ausgangsschranke braucht. Von dort wird sie wieder in den Kassenautomaten transportiert. Deshalb können nur so viele Besucher ins Bad, wie Metallscheiben da sind. Jeder, der nicht sofort eine bekommt, muss warten,

bis ein anderer Gast das Bad verlässt und mit seinem Scheibchen die Kassenanlage freigibt.

Unsere beiden Tasks aus Beispiel 6.24 können wir offensichtlich dadurch in die richtige Reihenfolge zwingen, dass die zweite an ihrem Anfang einen Semaphor anfordert und die erste ihn an ihrem Ende freigibt. Der Anfangswert des Semaphors muss dabei 0 sein.

### 6.4.1 Kritische Abschnitte

Wir können das jetzt gleich an unserem Badezimmerprogramm ausprobieren, indem wir es durch eine SEMA-Variable und je eine Anforderung und Freigabe ergänzen (Beispiel 6.26). Den Teil der Prozedur, in dem sich immer nur eine Task aufhalten darf, wollen wir als "kritischen Abschnitt" bezeichnen.

Kritische Abschnitte sind alle Teile eines Programms aus mehreren Tasks, in denen eine der Tasks mit einer modul- oder gar programmglobalen Variablen arbeitet. Dabei kann ein kritischer Abschnitt möglicherweise aus nur einer einzigen Anweisung bestehen. Beispiel 6.27 zeigt einen Ausschnitt aus einem Programm, bei dem Tasks Fehlermeldungen ausgeben und diese gezählt werden. Jedes Mal wenn eine Meldung quittiert wird, wird die MELDUNGSZAHL wieder zurückgezählt.

```
.
.
DCL BADEZIMMER SEMA PRESENT(1);

MORGENPROZEDUR: PROC(PERSON CHAR(7)) RESIDENT REENT;
/* *****
 * Die Prozedur simuliert die Morgentoilette einer Person, indem *
 * sie zunächst auf eine Unterbrechung wartet und dann einige *
 * Zeilen auf dem Terminal ausgibt. Durch Koordinationsanweisungen *
 * ist dafür gesorgt, dass immer nur eine Task im kritischen *
 * Abschnitt ist *
 * Version 2.1 / 16.7.84 / Frevert *
 * ***** */
REPEAT /* Unendlich oft */
  PUT PERSON, 'SCHLAEFT' TO TERMINAL;
  WHEN ESCAPETASTE RESUME; /* Warten bis betätigt */
  PUT PERSON 'WACHT AUF' TO TERMINAL;
  REQUEST BADEZIMMER; /* SEMA-Anforderung */
  /* nur eine darf */
  PUT PERSON, 'GEHT INS BADEZIMMER' TO TERMINAL;
  PUT PERSON, 'BENUTZT DAS WC' TO TERMINAL;
  PUT PERSON, 'DUSCHT SICH' TO TERMINAL;
  PUT PERSON, 'PUTZT SICH DIE ZAEHNE' TO TERMINAL;
  PUT PERSON; 'KAEMMT SICH' TO TERMINAL;
  PUT PERSON, 'VERLAESST DAS BADEZIMMER' TO TERMINAL;
  RELEASE BADEZIMMER; /* SEMA-Freigabe */
  /* die nächste darf */
END; /* unendliche Wiederholung */
END; /*MORGENPROZDEUR*/
```

Beisp. 6.26: Die Morgenprozedur aus Beispiel 6.22, bei der jetzt durch die SEMA-Anforderung und spätere Freigabe jeweils nur eine Task in den kritischen Abschnitt zwischen Betreten und Verlassen des Badezimmers gelangt.

In Wirklichkeit läuft die Anweisung `MELDUNGSZAHL := MELDUNGSZAHL - 1`; so ab, wie es in Beispiel 6.28 gezeigt ist. Beispiel 6.29 stellt den Ablauf dar, wenn die Task `MELDUNGSQUITTUNG` zugunsten von `BEARBEITUNG` unterbrochen wird, während sie diese Anweisung gerade ausführt. Offensichtlich entspräche es der Programmlogik, dass die Variable `MELDUNGSZAHL` am Schluss den Inhalt 5 anstatt 4 haben sollte.

Es ist selbstverständlich ein ganz dummer Zufall, wenn die MELDUNGSQUITTING gerade im kritischen Abschnitt unterbrochen wird. Deshalb kann das Programm möglicherweise jahrelang fehlerlos laufen. Das Badezimmerprogramm zeigt uns, wie wir auch diesen Zufall unterbinden können: wir müssen in jede Task eine SEMA-Anforderung

```
REQUEST EINZELZUGRIFF;
```

schreiben, bevor sie den kritischen Abschnitt betritt und die SEMA-Variable beim Verlassen des kritischen Abschnittes mit

```
RELEASE EINZELZUGRIFF;
```

wieder freigeben. Der Anfangswert des Semaphors muss dabei 1 sein. Beispiel 6.30 zeigt, wie die Unterbrechung dann ablaufen würde:

```
.
DCL MELDUNGSZAHL FIXED;
.
BEARBEITUNG:TASK RESIDENT;           /* Wird durch Unterbrechung */
.                                     /* angestoßen                */
.
MELDUNGSZAHL:=MELDUNGSZAHL+1;       /* Bei Abgabe einer Fehler-  */
.                                     /* meldung                   */
END; /*Task BEARBEITUNG */

MELDUNGSQUITTING:TASK;              /* Dient zum Löschen von    */
.                                     /* Meldungen nach Fehler-   */
.                                     /* beseitigung              */
MELDUNGSZAHL:=MELDUNGSZAHL-1       /* beim Löschen             */
END; /* Task MELDUNGSQUITTING */
```

Beisp. 6.27: Ausschnitt aus einem Programm, in dem zwei Tasks auf eine modulglobale Variable zugreifen können.

```
RECHENREGISTER:=MELDUNGSZAHL;
RECHENREGISTER:= RECHENREGISTER-1;
MELDUNGSZAHL:=RECHENREGISTER;
```

Beisp. 6.28: Wirklicher Ablauf der Anweisung MELDUNGSZAHL:MELDUNGSZAHL-1;

Wir verstehen jetzt auch, warum die Koordinationsanweisungen unterbrechbar sein müssen. Wenn sie es nicht wären, könnten zwei Tasks zufällig gleichzeitig versuchen, einen Semaphor anzufordern und könnten dann zufällig beide Erfolg haben.

Wir haben durch die Beispiele gelernt, dass jeder Zugriff auf eine modulglobale Variable, bei der deren Wert geändert wird, einen kritischen Abschnitt darstellen kann. Deshalb werden wir uns als erfahrene PEARL-Programmierer nach der Regel richten, Variable in Echtzeit-Programmen möglichst innerhalb von Tasks und Prozeduren zu vereinbaren. Nur, wenn eine Variable wirklich dem Informationsaustausch zwischen Tasks oder Prozeduren dient, wollen wir sie modulglobal machen.



```

MELDUNGSQUITTUNG:TASK;
.
.
  RECHENREGISTER:=MELDUNGSZAHL;          /* Inhalt: 5          */
/*----- Taskwechsel -----*/
/* Programmunterbrechung und Start von BEARBEITUNG          */
/* Der Inhalt des Rechenregisters wird im Speicher gerettet  */
Bearbeitung: TASK RESIDENT;
.
.
  RECHENREGISTER:=MELDUNGSZAHL;          /* Inhalt: 5          */
  RECHENREGISTER:=RECHENREGISTER+1;     /* Inhalt: 6          */
  MELDUNGSZAHL:=RECHENREGISTER;         /* Inhalt: 6          */
.
END; /* BEARBEITUNG */
/*----- Taskwechsel -----*/
.
/* Die Task MELDUNGSQUITTUNG wird fortgesetzt. Der alte Inhalt 5  */
/* des Rechenregisters wird aus dem Speicher geholt          */
  RECHENREGISTER:=RECHENREGISTER-1;    /* Inhalt: 4          */
  MELDUNGSZAHL:=RECHENREGISTER;        /* Inhalt: 4          */
.
END; /* MELDUNGSQUITTUNG */

```

Beisp. 6.29: Möglicher Programmablauf bei Unterbrechung der Task MELDUNGSQUITTUNG im kritischen Abschnitt. Die Variable MELDUNGSZAHL bekommt dadurch einen falschen Inhalt.

Obwohl es eigentlich selbstverständlich ist, wollen wir hier auch noch ausdrücklich feststellen, dass wir es auch mit einem kritischen Abschnitt zu tun haben, wenn eine REENT-Prozedur als einziger Programmteil auf eine modulglobale Variable zugreift. In der Prozedur können sich ja mehrere Tasks gleichzeitig aufhalten und dabei versuchen, den Variablenwert gleichzeitig zu ändern.

In der Praxis kommt es übrigens nicht selten vor, dass der gleichzeitige Zugriff auf globale Variablen durch die physikalischen Gegebenheiten eines Prozesses verhindert wird. Bei einem Hochregallager-Programm können z.B. keine von zwei Förderzeuge gleichzeitig auf das selbe Fach zugreifen. Deshalb erfolgt auch die Neueintragung der Fachdaten nie gleichzeitig. Hier besteht die Koordinationsaufgabe offensichtlich darin, dass wir eine Kollision der Förderzeuge vermeiden müssen.

```

MELDUNGSQUITTUNG:TASK;
.
.
  REQUEST EINZELZUGRIFF;                  /* Sema wird 0          */
  RECHENREGISTER:=MELDUNGSZAHL;          /* Inhalt: 5          */
/*----- Taskwechsel -----*/
/* Programmunterbrechung und Start von BEARBEITUNG          */
/* Der Inhalt des Rechenregisters wird im Speicher gerettet  */
BEARBEITUNG: TASK RESIDENT;
.
.
  REQUEST EINZELZUGRIFF;                  /* Warten, da Sema 0   */
/*----- Taskwechsel -----*/
/* Die Task MELDUNGSQUITTUNG wird fortgesetzt. Der alte Inhalt 5  */
/* des Rechenregisters wird aus dem Speicher geholt          */
  RECHENREGISTER:=RECHENREGISTER-1;    /* Inhalt: 4          */
  MELDUNGSZAHL:=RECHENREGISTER;        /* Inhalt: 4          */
  RELEASE EINZELZUGRIFF;                /* Sema wird 1          */

```

```

/*----- Taskwechsel -----*/
/* Die Task MELDUNGSQUITTUNG wird erneut unterbrochen */
/* und die Task BEARBEITUNG wird fortgesetzt: */
/* Die REQUEST-Operation von BEARBEITUNG wird durchgeführt; */
/* Die Sema-Variable wird wieder 0 */
RECHENREGISTER:=MELDUNGSZAHL; /* Inhalt: 4 */
RECHENREGISTER:=RECHENREGISTER+1; /* Inhalt: 5 */
MELDUNGSZAHL:=RECHENREGISTER; /* Inhalt: 5 */
RELEASE EINZELZUGRIFF; /* Sema wird 1 */
.
END; /* BEARBEITUNG */
/*----- Taskwechsel -----*/
.
END, /* MELDUNGSQUITTUNG */

```

Beisp. 6.30: Ablauf der Programmunterbrechung, wenn die kritischen Abschnitte durch Koordinationsanweisungen geschützt sind. Das Programm bringt jetzt das erwartete Ergebnis.

## 6.4.2 Verklemmungen

Anscheinend sind wir jetzt alle Probleme mit dem Spiel des Zufalls los. Um aber eines Besseren belehrt zu werden, brauchen wir uns nur Beispiel 6.31 anzusehen. Dort wollen zwei Tasks ihre jeweilige Meldung in einen gemeinsamen Puffer schreiben und außerdem auf dem Terminal ausgeben. Deshalb koordinieren sie sich mit zwei Semaphor-Anforderungen, die sie aber leider in jeweils anderer Reihenfolge machen. Beispiel 6.31 zeigt, was zufällig passieren kann: die eine Task hat gerade PUFFERZUGRIFF angefordert und wird unterbrochen, bevor sie TERMINALZUGRIFF anfordern kann. Die andere fordert TERMINALZUGRIFF an und versucht PUFFERZUGRIFF zu bekommen, der schon angefordert ist. Deshalb entsteht eine sogenannte Verklemmung, in der die beiden Tasks bis zum Sankt-Nimmerleins-Tag warten.

```

DCL (PUFFERZUGRIFF, TERMINALZUGRIFF) SEMA PRESENT(1,1);
.
ERSTETASK; TASK
.
REQUEST PUFFERZUGRIFF;
REQUEST TERMINALZUGRIFF;
/* Folgt Arbeit mit Puffer und Terminal */
RELEASE TERMINALZUGRIFF;
RELEASE PUFFERZUGRIFF;
.
END; /* ERSTETASK */

ZWEITETASK; TASK;
.
REQUEST TERMINALZUGRIFF;
REQUEST PUFFERZUGRIFF;
/* Folgt Arbeit mit Puffer und Terminal */
RELEASE PUFFERZUGRIFF;
RELEASE TERMINALZUGRIFF;
.
END; /* ZWEITETASK */

```

Beisp. 6.31: Zwei Tasks versuchen, sich mit zwei Semaphoren zu koordinieren, die sie in umgekehrter Reihenfolge anfordern.

Wieder haben wir einen dieser dummen Zufälle, die bei Echtzeit-Programmen möglicherweise erst nach jahrelangem Betrieb aufzutreten brauchen. Wir können sie nur vermeiden, wenn wir unsere Programme sehr übersichtlich schreiben und sorgfältig analysieren. Dazu gehört, dass wir mög-

lichst nie mit globalen Semaphoren arbeiten, bei denen die Anforderungen über viele Module zerstreut sein können, den Zugriff auf Daten durch mehrere Tasks möglichst in Zugriffsprozeduren koordinieren, weil wir dann die Koordinationsanweisungen nur einmal zu schreiben brauchen, wie wir es in Beispiel 6.26 getan haben.

Um zu zeigen, dass mögliche Verklemmungen beim Test sehr schwer zu entdecken sind, wollen wir wieder ein kleines Programm ausprobieren. Wir nehmen dazu das "Fünf-Philosophen-Problem": Fünf Philosophen sitzen an einem Tisch. Jeder hat einen Teller vor sich. Zwischen den Tellern liegt jeweils eine Gabel, also im Ganzen auch fünf Stück. Die Philosophen haben auf ihren Tellern ein Gericht, das man nur mit zwei Gabeln essen kann. Jeder sitzt da und denkt nach, bis er hungrig ist. Dann nimmt er die Gabeln, die neben seinem Teller liegen und isst, bis er satt ist, die Gabeln wieder hinlegt und weiter nachdenkt. Es ist klar, dass immer nur zwei Philosophen gleichzeitig essen können, weil ja jeder zwei Gabeln benötigt und nur fünf da sind. Außerdem können die beiden essenden Philosophen nicht nebeneinander sitzen. In unserem Programm Beispiel 6.33 nimmt jeder der Philosophen erst die rechte Gabel (für Philosoph 1 ist das Gabel 1) und dann die linke Gabel. Außerdem isst der erste Philosoph alle 8 Sekunden, der zweite alle 12 Sekunden, der dritte alle 16, der vierte alle 20 Sekunden und der fünfte alle 24 Sekunden. Der zweite beginnt außerdem 3 Sekunden nach dem ersten zu essen, die anderen folgen im Sekundenabstand.

```

ERSTETASK; TASK;
.
  REQUEST PUFFERZUGRIFF;
/*-----TASKWECHSEL-----*/
/* Hier erfolgt eine Unterbrechung, die ZWEITETASK startet */
ZEITETASK; TASK;
.
  REQUEST TERMINALZUGRIFF;
  REQUEST PUFFERZUGRIFF; /* Wartet auf Freigabe */
/*-----TASKWECHSEL-----*/
/* ERSTETASK wird fortgesetzt */
  REQUEST TERMINALZUGRIFF; /* Wartet auf Freigabe */

```

Beisp. 6.32: Möglicher Ablauf der Tasks aus Beispiel 6.31 bei zufälliger Unterbrechung nach Anforderung des ersten Semaphors.

Wir können uns ausrechnen, was passieren müsste: nach 240 Sekunden werden alle Philosophen das erste Mal alle gleichzeitig gestartet, nehmen jeder ihre rechte Gabel - und warten vergeblich darauf, dass ihr Nachbar mit Essen fertig ist und seine Gabeln hinlegt. Damit die erwartete Verklemmung wirklich auftritt, warten sie in der Philosophenprozedur jeweils eine Sekunde zwischen dem Aufnehmen der Gabeln. Bei den ersten Tests, bei denen diese Wartezeit nicht vorhanden war, kam nämlich zufällig keine Verklemmung zustande.

```

MODULE (PHILO); /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
* Das Programm simuliert die 5 Philosophen, die mit zwei Gabeln
* essen müssen und nur 5 Stück davon haben
* Version 1.1 / 20.7.84 / Frevert
*****/
SYSTEM; /* EPR 1300 */
  TERMINAL:DIS<->SDVLS(2);
PROBLEM;
  SPC TERMINAL DATION INOUT ALPHIC DIM(,) TFU MAX FORWARD
  CONTROL (ALL);
  DCL (GABEL1,GABEL2,GABEL3,GABEL4,GABEL5) SEMA
  PRESET (1,1,1,1,1);
  PHILOSOPHENPROZEDUR:PROC(NR FIXED) RESIDENT REENT;
/*****

```

```

* Von allen Philosophen-Tasks gemeinsam benutzt *
* Version 1.1 / 20.7.84 / Frevert *
*****/
PUT 'PHILOSOPH',NR,'HAT HUNGER' TO TERMINAL;
CASE NR /* Rechte Gabel nehmen */
  ALT REQUEST GABEL1;
  ALT REQUEST GABEL2;
  ALT REQUEST GABEL3;
  ALT REQUEST GABEL4;
  ALT REQUEST GABEL5;
  OUT PUT 'FALSCHER PARAMETER' TO TERMINAL;
FIN;
PUT 'PHILOSOPH',NR,'HAT DIE RECHTE GABEL' TO TERMINAL;
AFTER 1 SEC RESUME; /* Dem Zufall helfen */
AFTER 10 SEC ACTIVATE UEBERWACHUNG; /* Wenn Verklemmung da, linke */
CASE NR /* linke Gabel nehmen */
  ALT REQUEST GABEL5;
  ALT REQUEST GABEL1;
  ALT REQUEST GABEL2;
  ALT REQUEST GABEL3;
  ALT REQUEST GABEL4;
  OUT PUT 'FALSCHER PARAMETER' TO TERMINAL;
FIN;
PUT 'PHILOSOPH',NR,'HAT DIE LINKE GABEL' TO TERMINAL;
PUT 'PHILOSOPH',NR,'LEGT DIE GABELN HIN' TO TERMINAL;
CASE NR /* Gabeln hinlegen */
  ALT RELEASE GABEL5;RELEASE GABEL1;
  ALT RELEASE GABEL1;RELEASE GABEL2;
  ALT RELEASE GABEL2;RELEASE GABEL3;
  ALT RELEASE GABEL3;RELEASE GABEL4;
  ALT RELEASE GABEL4;RELEASE GABEL5;
  OUT PUT 'FALSCHER PARAMETER' TO TERMINAL;
FIN;
PUT 'PHILOSOPH',NR,'HAT DIE GABELN HINGELEGT' TO TERMINAL;
PUT 'PHILOSOPH',NR,'DENKT WIEDER' TO TERMINAL;
END; /* PHILOSOPHENPROZEDUR */

```

### Beisp. 6.33, Teil 1: Programm zur Simulation der 5 Philosophen

```

MAIN TASK RESIDENT;
/*****
* Die Task plant die Philosophen-Tasks ein *
* Version 1.1. / 20.7.84 / Frevert *
*****/
ALL 8 SEC ACTIVATE PHILOSOPH1;
AFTER 12 SEC RESUME;
ALL 12 SEC ACTIVATE PHILOSOPH2;
AFTER 4 SEC RESUME;
ALL 16 SEC ACTIVATE PHILOSOPH3;
AFTER 4 SEC RESUME;
ALL 20 SEC ACTIVATE PHILOSOPH4;
AFTER 4 SEC RESUME;
ALL 24 SEC ACTIVATE PHILOSOPH5;
END; /* Task MAIN */

PHILOSOPH1:TASK PRIO 1 RESIDENT;
  CALL PHILOSOPHENPROZEDUR (1);
END; /* Task PHILOSOPH1 */
PHILOSOPH2:TASK PRIO 1 RESIDENT;
  CALL PHILOSOPHENPROZEDUR (2);
END; /* Task PHILOSOPH2 */

```

```

PHILOSOPH3:TASK PRIO 1 RESIDENT;
  CALL PHILOSOPHENPROZEDUR (3);
END; /* Task PHILOSOPH3 */
PHILOSOPH4:TASK PRIO 1 RESIDENT;
  CALL PHILOSOPHENPROZEDUR (4);
END; /* Task PHILOSOPH4 */
PHILOSOPH5:TASK PRIO 1 RESIDENT;
  CALL PHILOSOPHENPROZEDUR (5);
END; /* Task PHILOSOPH5 */

UEBERWACHUNG: TASK PRIO 5;
/*****
 * Wird in PHILOSOPHENPROZEDUR immer wieder neu eingeplant und *
 * tritt nur bei Verklemmung in Aktion, indem sie kurzzeitig *
 * neue Gabel gibt und Verklemmung auflöst; muss dazu geringere *
 * Priorität als Philosophen haben *
 * Version 1.1 / 20.7.84 / Frevert *
 *****/
PUT 'VERKLEMMUNG WIRD AUFGELOEST' TO TERMINAL;
RELEASE GABEL1;
REQUEST GABEL1;
END; /* Task UEBERWACHUNG */
MODEND;

```

Beisp. 6.33: Programm zur Simulation der 5 Philosophen

Beispiel 6.34 zeigt das Ergebnis. Es beginnt mit der 415. Zeile, die von den Philosophen ausgegeben wird. Nachdem alle Philosophen ihre eine Gabel haben, meldet sich einige Sekunden später eine Überwachungstask und stellt für ganz kurze Zeit noch eine Gabel Nr. 1 zur Verfügung. Diese Überwachungstask ist von jedem der Philosophen immer wieder eingeplant worden. Dadurch ist ihr geplanter Startzeitpunkt immer wieder gestrichen und neu eingetragen worden, bevor sie wirklich gestartet werden konnte. Erst als alle Philosophen nicht mehr weiter konnten, trat sie in Aktion. Weil sie die zusätzliche Gabel sofort wieder an sich nehmen möchte, muss sie niedrigere Priorität als die Philosophen haben, damit die schneller zuschnappen.

```

.
.
PHILOSOPH          1 DENKT WIEDER
PHILOSOPH          5 HAT HUNGER
PHILOSOPH          5 HAT DIE RECHTE GABEL
PHILOSOPH          4 HAT HUNGER
PHILOSOPH          3 HAT HUNGER
PHILOSOPH          4 HAT DIE RECHTE GABEL
PHILOSOPH          3 HAT DIE RECHTE GABEL
PHILOSOPH          2 HAT HUNGER
PHILOSOPH          2 HAT DIE RECHTE GABEL
PHILOSOPH          1 HAT HUNGER
PHILOSOPH          1 HAT DIE RECHTE GABEL
UEBERWACHUNG LOEST VERKLEMMUNG AUF
PHILOSOPH          2 HAT DIE LINKE GABEL
PHILOSOPH          2 IST SATT UND LEGT DIE GABELN HIN
PHILOSOPH          2 DENKT WIEDER
PHILOSOPH          3 HAT DIE LINKE GABEL

```

Beisp. 6.34: Ergebnis des Programms Beispiel 6.33, beginnend mit der 415. ausgegebenen Zeile. In der fünften Zeile wird die Verklemmung gemeldet.

Die Auflösung einer Verklemmung durch eine Überwachung ist sicher eine sehr unfeine Methode, denn sie birgt die Gefahr in sich, dass die Koordination der Tasks gründlich durcheinander gerät. Das Programmbeispiel vermag uns aber zu zeigen, wie wir Vorkehrungen treffen können, dass Verklemmungen erkannt werden. Ohne Überwachungstask würde unser Programm nämlich

einfach sang- und klanglos stehen bleiben.

Die immer wieder erneute Einplanung einer Überwachungstask ist auch ein gutes Mittel, um zu überwachen, dass Unterbrechungen (Interrupts) wirklich innerhalb einer Höchstzeit aufeinander folgen.

Das Fünf-Philosophen-Problem ist übrigens keine rein akademische Spielerei. Genau dieselben Probleme treten nämlich auf, wenn Mikrorechner mit einer Ringleitung zusammengeschaltet sind und Datenübertragung von einem Nachbarn zum anderen machen wollen.

Die Verklemmung in unserem Programm entsteht durch die falsche Reihenfolge der Semaphore-Anforderungen. Deshalb kann man die Verklemmungsmöglichkeit dadurch beseitigen, indem man einen der Philosophen zuerst die linke Gabel nehmen lässt. Das ist aber nur ein Herumdoktern. Die hier vorgestellte Lösung ist insofern prinzipiell schlecht, als sie viel zu viele Semaphore enthält und dadurch so unübersichtlich ist. Wir werden in Kapitel 6.4.6 sehen, dass wir das Problem bei beliebiger Philosophenanzahl prinzipiell mit drei Semaphore lösen können.

Es gibt übrigens außer der falschen Reihenfolge von Semaphore-Anforderungen noch einige andere Möglichkeiten für das Entstehen von Verklemmungen. Die trivialste ist die, dass weniger Freigaben als Anforderungen durch die Tasks gemacht werden. Das kann zum Beispiel dadurch passieren, dass eine Freigabe nur in dem einen Zweig einer Wenn-Anweisung steht. Deshalb wollen wir uns nach Möglichkeit davor hüten, in Wenn-Anweisungen überhaupt Freigaben zu machen.

Eine ganz böse Sache ist es aber auch, wenn eine Task in einem kritischen Abschnitt durch eine andere durch `TERMINATE` abgebrochen wird. Deshalb sollten wir auch die `TERMINATE`-Anweisung so selten wie möglich verwenden. Wenn wir uns für einen Augenblick vorstellen, dass Tasks Menschen sind, dann entspricht das `TERMINATE` einem Totschlag. Und eines der Probleme beim Totschlag ist, dass man hinterher die 'Schweinerei mit der Leiche hat'. Eine etwas feinere Methode ist, den anderen zum Selbstmord zu treiben. In PEARL-Programmen entspricht der einer Task, die immer wieder eine `BIT(1)`-Variable abfragt, um festzustellen, ob sie sich selbst terminieren soll.

### 6.4.3 Leser und Schreiber

Wir haben gelernt, dass wir den Zugriff mehrerer Tasks auf gemeinsame Daten koordinieren müssen. Unumgänglich ist das, wenn die Tasks den Daten neue Werte geben. Andererseits dürfen wir aber ruhig auf mehrere Tasks gleichzeitig zugreifen, wenn wir die Datenwerte nur lesen wollen. Wir müssen dann nur dafür sorgen, dass nicht gleichzeitig geschrieben wird, weil sonst eventuell nicht zusammengehörende alte und neue Datenwerte gelesen werden. In Full PEARL gibt es für dieses Leser-Schreiber-Problem eigens spezielle Koordinationsanweisungen, die mit sogenannten `BOLT`-Variablen arbeiten. Wir können dieses Problem aber auch mit Semaphore lösen.

Dazu müssen wir uns zunächst überlegen, dass wir eine `SEMA`-Variable benötigen, um die Leser auf eine Anforderung warten zu lassen, wenn ein Schreiber schreibt. Eine zweite benötigen wir, um die Schreiber warten zu lassen. Diese beiden Semaphore sind sozusagen die Einfahrtssignale für den Datenzugriff (das ursprünglich griechische Wort Semaphore bezeichnet in England Eisenbahnsignale und Verkehrsampeln). Außerdem müssen wir die Leser zählen, die gerade lesen bzw. lesen wollen und das auch bei den Schreibern machen. Wenn dann ein Schreibwilliger feststellt, dass kein anderer schreibt oder liest, kann er sein Einfahrtssignal auf "Grün" stellen. Da wir das Zählen mit globalen Variablen tun müssen, sind die Zählvorgänge natürlich kritische Abschnitte, die wir mit einer dritten `SEMA`-Variable vor gleichzeitiger Ausführung schützen müssen.

Beispiel 6.35 zeigt ein Modul, der die Koordinierungsaufgabe mit vier globalen Prozeduren erledigt, deren Namen in Anlehnung an die entsprechenden `BOLT`-Koordinationsanweisungen gebildet sind. Immer wenn ein Leser oder Schreiber fertig ist, sorgt er dafür, dass eventuell wartende Schreiber bzw. Leser auch an die Reihe kommen.

Durch eine ganz kleine Änderung der Prozedur ENTERLESEN können wir übrigens dafür sorgen, dass die Leser einem eventuell wartenden Schreiber den Vortritt lassen: die Wenn-Anweisung braucht nur in

```
IF SCHREIBENDE == 0 AND SCHREIBWILLIGE /= 0 THEN
```

geändert zu werden. Dadurch werden die schreibwilligen Tasks bevorzugt. Sonst kann es nämlich passieren, dass immer irgendein neuer Leser zu lesen beginnt, bevor seine Vorgänger alle damit aufgehört haben, so dass die Schreiber nie zum Zuge kommen. Wir können leicht einsehen, dass es in einem solchen Falle auch nichts nutzen würde, wenn die Schreiber höhere Priorität als die Leser hätten.

```
MODULE (SLES);
/* Evtl. Klammern streichen */
/*****
* Der Modul enthält Prozeduren zur Leser-Schreiber-Koordination vor
* und nach dem Lesen bzw. Schreiben
* Version 1.1 / 21.07.84 / Frevert
*****/
PROBLEM;
DCL (LESENDE,LESEWILLIGE,SCHREIBENDE,SCHREIBWILLIGE) FIXED
INIT( 0, 0, 0, 0 );
DCL (LESEWARTEN,SCHREIBWARTEN,EINZELZUGRIFF) SEMA
PRESET ( 0, 0, 1, );

ENTERLESEN:PROC REENT GLOBAL;
/*****
* Die Prozedur muss von jeder lesenden Task vor Beginn des
* Lesens aufgerufen werden
* Version 1.1 / 21.7.84 / Frevert
*****/
REQUEST EINZELZUGRIFF; /* Anfang kritischer Abschnitt */
IF SCHREIBENDE == 0 THEN /* Schreibt niemand? */
LESENDE:=LESENDE+1; /* Lesen erlaubt */
RELEASE LESEWARTEN; /* Sema auf Grün */
ELSE
LESEWILLIGE:=LESEWILLIGE+1; /* Nur zählen */
FIN;
RELEASE EINZELZUGRIFF; /* Ende kritischer Abschnitt */
REQUEST LESEWARTEN; /* Evtl. warten */
END; /* Prozedur ENTERLESEN */

RESERVESCHREIBEN:PROC REENT GLOBAL;
/*****
* Die Prozedur muss vor jeder schreibenden Task vor Beginn des
* Schreibens aufgerufen werden.
* Version 1.1 / 21.7.84 / Frevert
*****/
REQUEST EINZELZUGRIFF; /* Anfang kritischer Abschnitt */
IF SCHREIBENDE == 0 AND LESENDE == 0 THEN
SCHREIBENDE:=SCHREIBENDE+1; /* Schreiben erlaubt */
RELEASE SCHREIBWARTEN; /* Sema auf Grün */
ELSE
SCHREIBWILLIGE:=SCHREIBWILLIGE+1 /* Nur zählen */
FIN;
RELEASE EINZELZUGRIFF; /* Ende kritischer Abschnitt */
REQUEST SCHREIBWARTEN; /* Evtl. warten */
END; /* Prozedur RESERVESCHREIBEN */
```

Beisp. 6.35; Teil1: Modul mit vier Prozeduren zur Leser-Schreiber-Koordination.

```

LEAVELESEN:PROC REENT GLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur muss von jeder lesenden Task nach Beendigung des
 * Lesens aufgerufen werden
 * Version 1.1 / 21.7.84 / Frevert
 *****/
REQUEST EINZELZUGRIFF;          /* Anfang kritischer Abschnitt */
LESENDE:=LESENDE-1;            /* Zählen */
IF LESENDE == 0 AND SCHREIBWILLIGE /* = 0 THEN

    RELEASE SCHREIBWARTEN;      /* Sema auf Grün */
    SCHREIBWILLIGE:=SCHREIBWILLIGE-1; /* Zählen */
    SCHREIBENDE:=SCHREIBENDE+1;

FIN;
RELEASE EINZELZUGRIFF;          /* Ende kritischer Abschnitt */
END; /* Prozedur LEAVELESEN */
FREESCHREIBEN:PROC REENT GLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur muss von jeder schreibenden Task nach Beendigung
 * des Schreibens aufgerufen werden
 * Version 1.1 / 21.7.84 / Frevert
 *****/
REQUEST EINZELZUGRIFF;          /* Anfang kritischer Abschnitt */
IF SCHREIBWILLIGE /= 0 THEN     /* Schreiber bevorzugt */
    SCHREIBWILLIGE:=SCHREIBWILLIGE-1; /* Zählen */
    RELEASE SCHREIBWARTEN;      /* Sema auf Grün */
ELSE
    SCHREIBENDE:=SCHREIBENDE-1; /* Wieder 0 */
    TO LESEWILLIGE REPEAT       /* Alle lesen lassen */
        LESEWILLIGE:=LESEWILLIGE-1; /* Zählen */
        LESENDE:=LESENDE+1;
        RELEASE LESEWARTEN;      /* Signal auf Grün */
    END; /* Alle lesen lassen */
FIN;
RELEASE EINZELZUGRIFF;          /* Ende kritischer Abschnitt */
END; /* Prozedur FREESCHREIBEN */

MODEND;

```

Beisp. 6.35: Modul mit vier Prozeduren zur Leser-Schreiber-Koordination.

Es gibt übrigens eine kürzere, aber etwas trickreiche Lösung für das Leser-Schreiber-Problem, auf die man nicht so leicht durch konsequentes Nachdenken kommt. Sie ist in Beispiel 6.36 gezeigt. Auch hier ist es nicht schwer, sich zu überlegen, dass die Sache funktioniert.



```

MODULE (SLES);                                /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
 * Der Modul enthält Prozeduren zur Leser-Schreiber-Koordination vor
 * und nach dem Lesen bzw. Schreiben
 * Version 2.1 / 21.7.84 / Frevert
 *****/
PROBLEM;
  DCL LESENDE FIXED INIT(0);
  DCL (SCHREIBEN,EINZELZUGRIFF) SEMA PRESET (1,1);
  ENTERLESEN:PROC REENT GLOBAL;
    /*****
     * Die Prozedur muss von jeder lesenden Task vor Beginn des
     * Lesens aufgerufen werden
     * Version 2.1 / 21.7.84 / Frevert
     *****/
    REQUEST EINZELZUGRIFF;                      /* Anfang kritischer Abschnitt */
    LESENDE:=LESENDE+1;                          /* Leser zählen */
    IF LESENDE == 1 THEN                          /* Nur erster Leser */
      REQUEST SCHREIBEN;                          /* bis Schreiber fertig */
    FIN;
    RELEASE EINZELZUGRIFF;                       /* Ende kritischer Abschnitt */
  END; /* Prozedur ENTERLESEN */
  RESERVESCHREIBEN:PROC REENT GLOBAL;
    /*****
     * Die Prozedur muss von jeder schreibenden Task vor Beginn des
     * des Schreibens aufgerufen werden
     * Version 2.1 / 21.7.84 / Frevert
     *****/
    REQUEST SCHREIBEN;                          /* Evtl. warten */
  END; /* Prozedur RESERVESCHREIBEN */
  LEAVELESEN:PROC REENT GLOBAL;
    /*****
     * Die Prozedur muss von jeder lesenden Task nach Beendigung
     * des Lesens wieder aufgerufen werden
     * Version 2.1 / 21.7.84 / Frevert
     *****/
    REQUEST EINZELZUGRIFF;                      /* Anfang kritischer Abschnitt */
    LESENDE:=LESENDE-1;                          /* Zählen */
    IF LESENDE == 0 THEN                          /* Letzter Leser */
      RELEASE SCHREIBEN;                          /* Schreiben frei */
    FIN;
    RELEASE EINZELZUGRIFF;                       /* Ende kritischer Abschnitt */
  END; /* Prozedur LEAVELESEN */
  FREESCHREIBEN:PROC REENT GLOBAL;
    /*****
     * Die Prozedur muss von jeder schreibenden Task nach Beendigung
     * des Schreibens aufgerufen werden
     * Version 2.1 / 21.7.84 / Frevert
     *****/
    RELEASE SCHREIBEN;                          /* Nächster Schreiber */
  END; /* Prozedur FREESCHREIBEN */
MODEND;

```

Beisp. 6.36: Modul mit vier Prozeduren zur Leser-Schreiber-Koordination. Falls ein Schreiber schreibt, bleibt der erste Leser auf REQUEST SCHREIBEN hängen, alle nachfolgenden auf REQUEST EINZELZUGRIFF.

Bei einem echten Programm würden wir selbstverständlich wieder einen "abstrakten" Datentyp realisieren und die Aufrufe der Prozeduren ENTERLESEN usw. der beiden Beispiele in die Zugriffsprozeduren für die Daten packen, die geändert oder nur gelesen werden sollen. Dann

brauchen wir nicht nachzuprüfen, ob wirklich jede Task, die Daten lesen oder schreiben will, wirklich vorher und nachher auf die vorgeschriebene Art `ENTERLESEN` usw. aufruft.

#### 6.4.4 Umlaufpuffer

Bei der Echtzeitdatenverarbeitung kommt es relativ häufig vor, dass irgendwelche Datenausgaben soviel Zeit erfordern, dass man mit einer Task zur Bearbeitung von Ereignissen nicht darauf warten möchte. In solchen Fällen kann man die Daten im Hauptspeicher zwischenspeichern und eine Extratask für die Ausgabe verwenden. Stellen wir uns zum Beispiel vor, dass Grenzwertüberschreitungen in einer Anlage einerseits eine schnelle Reaktion des Rechners erfordern, dass sie aber außerdem auf einem langsamen Blattschreiber protokolliert werden sollen. Wenn jetzt eine Task, die solch einen Grenzwert überwacht, sich selbst mit der Meldung aufhält, ist sie dadurch für ziemlich lange Zeit blockiert. Stattdessen sollten wir die Fähigkeit moderner Prozessrechner ausnutzen, Ein-/Ausgabegeräte und Zentraleinheit echt gleichzeitig arbeiten zu lassen.

Im täglichen Leben gibt es eine Fülle von Beispielen für ähnliche Vorkommnisse. Nehmen wir zum Beispiel einen Betriebsleiter. Ihm würde im Traum nicht einfallen, Briefe und Berichte selbst zu schreiben, weil er damit viel zu lange für wichtigere Aufgaben ausfallen würde, sondern er wird alle Texte in ein Diktiergerät sprechen und von einer Schreibdame tippen lassen. Dabei wird er in der Regel gleich eine ganze Menge Bänder besprechen, wenn er einmal anfängt, seinen Schriftkram zu erledigen, so dass die Schreibdame längere Zeit damit beschäftigt ist, während er schon wieder etwas anderes machen kann. Wenn wir uns vorstellen, wie dabei verfahren wird, sehen wir auch, wie wir ähnliche Programmieraufgaben erledigen können. (Man entwirft übrigens Programme am besten, indem man sich zunächst einmal genau vorstellt, wie man die Aufgabe als Mensch lösen würde. Als zweiten Schritt überlegt man sich mögliche Verbesserungen und als dritten Schritt bringt man dann dem Rechner bei, es genau so zu machen.)

Unser Betriebsleiter wird die besprochenen Bänder der Schreibdame geben. Sie wird die Bänder in ein kleines Regal stellen. Wenn dort schon unerledigte Aufgaben stehen, wird sie die neuen rechts daneben stellen. Nach dem Abtippen eines Bandes wird sie das nächste vom linken Ende der Reihe nehmen, damit die Aufträge in der richtigen Reihenfolge erledigt werden, und alle übrigen Bänder nach links schieben, damit rechts Platz für neue Aufträge bleibt. Die abgetippten Bänder wird sie an einem anderen Platz aufbewahren, damit der Betriebsleiter sie wieder verwenden kann. Wenn kein derartiges Band mehr da ist, muss der Betriebsleiter mit neuen Diktaten warten, bis ein Band abgetippt ist. Wenn alle Schreibaufträge erledigt sind, muss die Schreibdame auf einen neuen warten.

Im Prinzip wissen wir jetzt, wie unser Programm aussehen muss. Der Betriebsleiter würde eine Task sein. Aus dem Besprechen der Bänder machen wir eine Prozedur. (Damit ermöglichen wir auch dem Assistenten und anderen Personen, diktierter Texte tippen zu lassen.) Statt des Regals benutzen wir eine eindimensionale Matrix, bei der jeder Platz die Daten aufnimmt, die ein Band enthält. Anstelle der Schreibdame benötigen wir eine Task, die eine Schreibprozedur aufruft. Die möglichen Wartevorgänge erledigen wir mit Semaphor-Anordnungen.

Ein paar Kleinigkeiten sind noch schlecht an unserem Beispiel: Das Verschieben der Bänder entspricht Umspeichervorgängen, die den Rechner unnötig Zeit kosten. Außerdem ist es Verschwendung, je einen Aufbewahrungsplatz für die besprochenen und abgetippten Bänder zu haben. Diese müssten ja beide so groß sein, dass notfalls alle Bänder hineinpassen. Deshalb ist es besser, nur einen für alle Bänder zu nehmen und das erste volle und das erste abgetippte Band durch je einen Merkzeiger zu kennzeichnen. Wenn ein Merkzeiger nach rechts ans Regalende kommt, wird er links auf den Regalanfang gesetzt. Noch besser wäre es, wenn wir ein kreisförmiges Regal hätten, an dem die Merkzeiger umlaufen könnten: einen Umlaufpuffer.

```

MODULE (ULPU);                                     /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
 * Der Modul enthält einen Umlaufpuffer zur Zwischenspeicherung von
 * Meldungen durch eine globale Prozedur sowie eine Task zur
 * Weitergabe der Meldungen an die eigentliche Ausgabeprozedur.
 * Der Modul muss durch Aufruf von ULPUINIT initialisiert werden
 * Version 1.1 / 22.7.84 / Frevert
 *****/
PROBLEM;
TYPE MELDUNG STRUCT(/ UHRZEIT CLOCK, TEXT CHAR(60) /);
SPC MELDUNGSAusGABE ENTRY(INV MELDUNG IDENT) GLOBAL;
DCL PUFFER (20) MELDUNG,
     EINZEIGER FIXED INIT(1),
     (LEEREPLAETZE, VOLLPLAETZE, EINZELZUGRIFF) SEMA
     PRESET( 0, 0, 1, ),
     ERSTESMAL BIT(1) INIT('1'B);
ULPUINIT: PROC GLOBAL;
/*****
 * Die Prozedur dient zur Initialisierung des Moduls und muss
 * vor Benutzung der übrigen Teile aufgerufen werden
 * Version 1.1 / 22.7.84 / Frevert
 *****/
IF ERSTESMAL THEN                                /* Vorsichtshalber */
    ERSTESMAL:='0'B;
    TO 1 UPB PUFFER REPEAT                        /* Um evtl. Änderung der
        RELEASE LEEREPLAETZE;                    /* der Puffergröße zu
    END;                                           /* berücksichtigen
    ACTIVATE AUSGABE;
FIN;
END; /* Prozedur ULPUINIT */

MELDUNGMACHEN: PROC(DIESEMELDUNG INV MELDUNG IDENT)
                    RESIDENT REENT GLOBAL;

/*****
 * Diese Prozedur dient zur Zwischenspeicherung der Meldungen
 * Version 1.1 / 22.7.84 / Frevert
 *****/
REQUEST EINZELZUGRIFF;                            /* Auf EINZEIGER;
REQUEST LEEREPLAETZE;                             /* Platz frei?
PUFFER(EINZEIGER).UHRZEIT:=DIESEMELDUNG.UHRZEIT;
PUFFER(EINZEIGER).TEXT:=DIESEMELDUNG.TEXT;
RELEASE VOLLEPLAETZE;                            /* Platz gefüllt
EINZEIGER:=EINZEIGER+1;                          /* Nächster Platz
IF EINZEIGER GT 1 UPB PUFFER THEN                /* am Anfang?
    EINZEIGER:=1;
FIN;
RELEASE EINZELZUGRIFF;
END; /* Prozedur MELDUNGMACHEN */

```

Beisp. 6.37, Teil 1: Modul für Zwischenspeicherung von Meldungen in einem Umlaufpuffer

```

AUSGABE: TASK RESIDENT;
/*****
 * Die Task dient zur Ausgabe der Meldungen durch Aufruf der in
 * einem anderen Modul befindlichen MELDUNGSAusGABE
 * Version 1.1 / 22.7.84 / Frevert
 *****/

```

```

DCL AUSZEIGER FIXED INIT(1);
DCL DIESEMELDUNG MELDUNG;
REPEAT                                /* Endlos oft                */
  REQUEST VOLLEPLAETZE;                /* Platz gefüllt?        */
  DIESEMELDUNG.UHRZEIT:=PUFFER(AUSZEIGER).UHRZEIT;
  DIESEMELDUNG.TEXT:=PUFFER(AUSZEIGER).TEXT;
  RELEASE LEEREPLAETZE;                /* Platz geleert         */
  CALL MELDUNGS AUSGABE(MELDUNG);
  AUSZEIGER:=AUSZEIGER+1;            /* Nächster Platz       */
  IF AUSZEIGER GT 1 UPB PUFFER THEN /* am Anfang?          */
    AUSZEIGER:=1;
  FIN;
END; /* Endlos oft */
END; /* Task AUSGABE */
MODEND;

```

Beisp. 6.37: Modul für Zwischenspeicherung von Meldungen in einem Umlaufpuffer

Die besprochenen und abgetippten Bänder zählen wir mit je einem Semaphor. Zu Beginn gibt es nur abgetippte Bänder und die Schreibdame wartet mit einer REQUEST-Anweisung für den Semaphor, der die besprochenen Bänder zählt. Falls hingegen die Zahl der abgetippten Bänder Null wird, wartet der Betriebsleiter auf der entsprechenden REQUEST-Anweisung. Außerdem müssen wir die Bezeichnungen "Schreibdame", "Band" usw. noch durch diejenigen unseres ursprünglichen Problems ersetzen. Beispiel 6.37 zeigt den fertigen Modul.

Um den Modul in seinen Anfangszustand zu versetzen, müssen wir vor Aufruf der Prozedur MELDUNGSMACHEN die Prozedur ULPUINIT aufrufen. Wir haben ja schon in einigen anderen Beispielen gelernt, dass derartige PEARL-Module eine "Einschalt"-Prozedur besitzen. Wir sehen hier wieder eine Analogie zwischen Moduln und elektronischen Geräten. Auch letztere müssen vor Benutzung eingeschaltet werden.

Es gibt übrigens einen triftigen Grund, weshalb der Semaphor LEEREPLAETZE zunächst die Voreinstellung 0 bekommt und dann in der Prozedur ULPUINIT entsprechend der Pufferlänge mehrmals freigegeben wird. Anstatt ihm gleich die Voreinstellung 20 zu geben:

Die Länge des Puffers muss den Besonderheiten der jeweiligen Aufgabe angepasst werden. Wir haben die Zwischenspeicherung im Puffer ja eingeführt, um den Tasks, die eine Meldung machen wollen, Zeit zu ersparen. Wenn der Puffer aber voll ist, muss jede später kommende so lange warten, bis wieder ein Platz frei ist. (Wir nützen dann allerdings immer noch aus, dass Zentraleinheit und Ausgabegerät gleichzeitig und nicht nacheinander arbeiten.)

Ein Umlaufpuffer dient deshalb in erster Linie dazu, momentane Belastungsspitzen auszugleichen. Wenn wir wirklich sicher sein wollen, dass keine Task auf einen freien Platz im Puffer warten muss müssen wir ihm so viele Plätze geben, wie Tasks möglicherweise gleichzeitig Meldungen machen wollen. Wir müssen deshalb die "richtige" Länge des Puffers eventuell in Belastungstests ausprobieren und seine Vereinbarung ändern. So, wie der Modul jetzt geschrieben ist, ändert sich bei einer Änderung der Pufferlänge automatisch auch der Höchstwert des Semaphors LEEREPLAETZE. Vorsichtshalber ist die Prozedur ULPUINIT so geschrieben, dass der Modul auch funktioniert, wenn sie irrtümlich zweimal aufgerufen wird.

Der Modul enthält noch keine Test-Task. Wenn wir ihn testen wollen, sollten wir "mit Volldampf" mit einem Wiederholungsblock so schnell wie möglich mehr als 20 Meldungen durch Aufruf von MELDUNGSMACHEN hineinzuschreiben versuchen. Die Prozedur MELDUNGS AUSGABE sollten wir so simulieren, dass sie etwa eine Sekunde dauert, so dass die Task AUSGABE nicht nachkommt. Wir müssten dann den Uhrzeitangaben in den Meldungen ansehen können, dass die ersten 20 Meldungen praktisch gleichzeitig gemacht werden, während die übrigen im Sekundenabstand nachkleckern.

## 6.4.5 Wechsellpuffer

Bei der Prozessdatenverarbeitung kommt es nicht selten vor, dass erst größere Mengen Daten gesammelt werden müssen, bevor sie ausgewertet werden können. In solchen Fällen wollen wir in Zukunft schon den nächsten Satz Daten in den Rechner holen, während er den vorigen Satz bearbeitet. Wir wissen ja, dass er beides echt gleichzeitig machen kann.

```
MODULE (WEPU); /* Evtl. Klammern streichen */
/*****
* Der Modul enthält einen Wechsellpuffer für Protokollmeldungen,
* die zu je 60 zusammen ausgedruckt werden sollen. Schnittstellen
* nach außen sind die Prozeduren PROTOKOLLIERE und WEPUINIT
* (zur Initialisierung).
* Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert
*****/
PROBLEM;
TYPE PROTOKOLLMELDUNG STRUCT(/UHRZEIT CLOCK,TEXT CHAR(60)/);
SPC DRUCKER DATION OUT ALPHIC DIM(,,) TFU MAX FORWARD
CONTROL(ALL) GOBAL;

DCL WECHSELPUFFER (2,60) PROTOKOLLMELDUNG,
(EINHAELFTE,EINZEIGER,AUSHAELFTE,AUSZEIGER) FIXED
INIT ( 1 , 1 , 1 1 ),
(EINZELZUGRIFF,LEEREHAELFTE,VOLLEHAELFTE) SEMA
PRESET( 1 , 1 , 0 );
PROTOKOLLIERE:PROC(MELDUNG INV PROTOKOLLMELDUNG IDENT)
RESIDENT REENT GLOBAL;
/*****
* Die Prozedur bewirkt die Ausgabe einer Protokollmeldung mit
* Zwischenspeicherung in einem Wechsellpuffer
* Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert
*****/
REQUEST EINZELZUGRIFF; /* REENT-Prozedur mit modul- */
/* globaler Variable */
WECHSELPUFFER(EINHAELFTE,EINZEIGER).UHRZEIT:=MELDUNG.UHRZEIT;
WECHSELPUFFER(EINHAELFTE,EINZEIGER).TEXT:=MELDUNG.TEXT;
EINZEIGER:=EINZEIGER+1; /* Nächster freier Platz */
IF EINZEIGER GT 2 UPB WECHSELPUFFER THEN
RELEASE VOLLEHAELFTE; /* Hälfte voll */
REQUEST LEEREHAELFTE /* Andere leer? */
EINHAELFTE:=3-EINHAELFTE; /* Umschalten */
EINZEIGER:=1; /* auf den Anfang zurück */
FIN;
RELEASE EINZELZUGRIFF;
END; /* Prozedur PROTOKOLLIERE */
DRUCKEN: PROC; /* Laden bei Aufruf */
/*****
* Die Prozedur wird von der Drucktask aufgerufen und druckt die
* jeweilige Wechsellpufferhälfte aus
* Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert
*****/
OPEN DRUCKER; /* Evtl. Format ergänzen */
PUT TO DRUCKER BY PAGE; /* Neue Seite */
FOR I OR 2 UPB WECHSELPUFFER REPEAT
PUT WECHSELPUFFER(AUSHAELFTE,I).UHRZEIT,
WECHSELPUFFER(AUSHAELFTE,I).TEXT TO DRUCKER BY T,X,A,SKIP;
END; /* Puffer ausgedruckt */
RELEASE LEEREHAELFTE; /* Freibotschaft */
AUSHAELFTE:=3-AUSHAELFTE; /* umschalten */
CLOSE DRUCKER;
END; /* Prozedur DRUCKEN */
```

### Beisp. 6.38, Teil 1: Wesentlicher Teil des Wechselpuffermoduls

```
DRUCKTASK: TASK;
/*****
 * Die Drucktask druckt die Pufferhälften durch Aufruf der      *
 * nichtresidenten Druckprozedur                               *
 * Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert                             *
 *****/
REPEAT
  REQUEST VOLLEHAELFTE;
  CALL DRUCKEN;
END;
END; /* Task DRUCKTASK */
WEPUINIT: PROC GLOBAL;
/*****
 * Initialisiert durch Aktivierung der Drucktask              *
 * Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert                             *
 *****/
  ACTIVATE DRUCKTASK;
END; /* Prozedur WEPUINIT */
MODEND;
```

### Beisp. 6.38: Modul zum Drucken von Meldungen mit Zwischenspeicherung im Wechselpuffer

Als Beispiel wollen wir einen Fall betrachten, bei dem jeweils 60 Protokollmeldungen in einem Puffer gesammelt und dann gedruckt werden sollen, so dass immer eine Druckerseite voll wird. Das Drucken wird mit einem langsamen Drucker immerhin etwa eine Minute dauern und eine Task, die eine Protokollmeldung machen möchte, muss unter Umständen so lange warten, bevor sie ihre Meldung loswerden kann, wenn gerade gedruckt wird. Deshalb nehmen wir einen zweiten Puffer, in den geschrieben werden kann, während der erste leergedruckt wird. Wenn dann der zweite voll ist, wird der ausgedruckt und der erste wieder fürs Einschreiben benutzt. Das darf allerdings nur geschehen, wenn sein voriger Inhalt inzwischen gedruckt ist.

Wir können die Aufgabe mit einem Umlaufpuffer lösen, der aus zwei Abteilungen mit je 60 Plätzen besteht. Weil das Leeren dieser Abteilungen aber ziemlich selten erfolgt (gemessen an den Millionstel-Sekunden, die ein moderner Rechner für eine einfache Anweisung benötigt), wollen wir die eigentliche Ausgabe mit einer Prozedur machen, die nicht immer im Hauptspeicher ist und nur nachgeladen wird, wenn sie durch die kurze, residente Ausgabe-Task aufgerufen wird, damit ihr Platz zwischenzeitlich für andere selten arbeitende Tasks oder Prozeduren verwendet werden kann. Beispiel 6.38 zeigt den fertigen Modul.

#### 6.4.6 Halbdynamisches Warten

In der normalen Datenverarbeitung, bei der ein einziges Hauptprogramm auf einem Rechner läuft, kann man das Warten auf ein äußeres Ereignis nur so programmieren, dass der Rechner eine Abfrage, ob das Ereignis inzwischen eingetroffen ist, solange dauernd wiederholt, bis die Abfrage mit ja beantwortet wird. Bei der Echtzeitprogrammierung ist das natürlich Unsinn, weil durch diese Art des Wartens das Rechenwerk durch eine einzige Task blockiert würde. Wir wissen ja inzwischen auch, dass sich bei PEARL-Systemen äußere Ereignisse durch Programmunterbrechungen bemerkbar machen, und dass wir durch Einplanungen darauf reagieren können.

Trotzdem ist es manchmal ratsam, mehrere Tasks wenigstens von Zeit zu Zeit eine Abfrage wiederholen zu lassen, weil sich dadurch Koordinationsmöglichkeiten ergeben, die unabhängig von der Anzahl der zu koordinierenden Tasks sind.

Als Beispiel könnten wir die Bearbeitung von Meldungen von Hardwarefehlern in einem Programm mit vielen Tasks nehmen. Wenn eine von ihnen ihre Arbeit nicht fortsetzen kann, weil irgendein Gerät im technischen Prozess oder ein Peripheriegerät des Rechners defekt ist oder eine Fehl-

bedienung vorliegt, wird der Fehler auf einem Bedienterminal gemeldet, damit das Gerät durch einen Techniker repariert werden kann. Normalerweise wird nach der Reparatur der Fehler durch eine Eingabe auf dem Bedienterminal quittiert, damit die Task, die den Fehler gemeldet hatte, ihre Operation mit dem Gerät wiederholen und dann weiterlaufen kann.

Nehmen wir beispielsweise den Fall, dass eine Diskette gelesen werden soll, aber falsch in das Laufwerk geschoben ist. Der Rechner meldet das dem Maschinenbediener. Dieser legt die Diskette richtig ein, gibt die vorgeschriebene Antwort auf die Meldung des Rechners auf dem Terminal ein und das Lesen kann beginnen. Bei der Bedienung eines Rechnersystems sind Meldung und Quittung ein einfacher Dialog. Es wird immer nur eine Meldung gegeben und auf deren Quittung geartet, Wenn inzwischen dem Drucker das Papier ausgeht, wird das erst gemeldet, nachdem der Diskettenfehler quittiert ist.

Bei der Bedienung eines Rechners kann man sich dieses simple Vorgehen leisten, weil normalerweise nur ein Maschinenbediener da ist, so dass zwei gleichzeitig auftretende Fehler sowieso nur nacheinander behoben werden können. Bei größeren Prozessen ist das aber unmöglich, denn dort dauert die Fehlerbehebung schon allein dadurch länger, dass sich jemand zum fehlerhaften Gerät auf den Weg machen muss. Deshalb dürfen wir dort nicht einen einfachen Dialog für die Meldungsquittung programmieren, sondern wir müssen irgendwie dafür sorgen, dass mehrere Fehlermeldungen gemacht werden können, auch wenn die erste noch nicht quittiert worden ist. Deshalb dürfen die Tasks nicht in einen Wartezustand gehen, indem sie auf eine Terminaleingabe warten und damit das Terminal für andere Tasks blockieren.

In der Regel werden wir die Behandlung von Fehlermeldungen nicht über ein großes Programm mit vielen Modulen verstreuen, sondern einen speziellen Modul mit einer Prozedur schreiben, durch deren Aufruf alle Tasks Fehler melden können. Wenn sie das getan haben, müssen sie warten. Sobald ihr Fehler quittiert worden ist, können sie ihre Arbeit fortsetzen. Beispiel 6.39 zeigt den Entwurf für eine derartige Prozedur.

```
FEHLERMELDUNG:PROC(MELDUNG INV FEHLERMELDUNG IDENT) REENT GLOBAL;
/******
 * Die Prozedur dient zur zentralen Erfassung und Ausgabe von      *
 * Fehlermeldungen. Tasks, die diese Prozedur aufrufen, verlassen  *
 * sie erst, wenn ihre Meldung quittiert ist                       *
 * Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert                                 *
 *****/
/* Veranlasse Ausgabe der Meldung */
/* Warte, bis Meldung quittiert ist */
END; /* Prozedur FEHLERMELDUNG */
```

Beisp. 6.39: Entwurf einer Prozedur zur zentralen Behandlung von Fehlermeldungen

Das Warten in dieser Prozedur müssen wir uns jetzt genauer überlegen. 6.40 zeigt, dass wir die anonyme Task, die unsere Prozedur aufgerufen hat, durch Anforderung eines Semaphors warten lassen. Dieser Semaphor wird freigegeben, wenn eine Meldung quittiert worden ist. Dann muss die Task feststellen, ob es genau ihre Meldung war, die quittiert worden ist (es können ja noch mehrere unquitierte Meldungen von anderen Tasks vorliegen). Falls ja, kann die Task die Prozedur verlassen. Andernfalls muss sie weiter warten.

Eine Task, die die Prozedur FEHLERMELDUNG aufgerufen hat, wiederholt also einen Programmabschnitt so oft, bis das erwartete Ereignis - die Quittung - eingetreten ist. Im Programmabschnitt ist aber außerdem noch eine Operation, die die Task immer wieder in einen Wartezustand bringt. Wir wollen diese Art des Wartens halbdynamisches Warten nennen, weil sich wiederholtes Nachprüfen, ob es weitergehen kann und wirkliches Warten abwechseln.

```

/* Warte bis Meldung quittiert ist bedeutet: */
/* Speichere Meldung in einen Puffer */
WHILE NOT MELDUNGGESTRICHEN REPEAT
  REQUEST WARTEN;
END;

```

Beisp. 6.40: Halbdynamisches Warten auf eine Meldungsquittung. Wir nehmen an, dass infolge einer Quittung die von der Task in den Puffer gespeicherte Meldung gestrichen und der Semaphore WARTEN freigegeben wird

Unser Programmentwurf kann so allerdings noch nicht funktionieren. Wir setzen ja voraus, dass mehrere Tasks auf REQUEST WARTEN festhängen. Deshalb müssen wir dafür sorgen, dass alle Tasks nachprüfen können, ob ihre Meldung im Puffer gestrichen ist.

Um diese offenen Fragen zu klären, wollen wir lieber ein schon vorhandenes Programm umbauen, als hier eins völlig neu zu entwickeln. Wir haben ja ein ähnlich gelagertes Problem schon angetroffen, als wir das Problem der 5 Philosophen in Kapitel 6.4.2 betrachtet haben. Bei ihm besteht sicher die prinzipiell beste Lösung darin, dass jeder der Philosophen beide Gabeln auf einmal nimmt und weglegt. Das bedeutet aber auch, dass jeder hungrige Philosoph, der nicht sofort beide Gabeln bekommt, immer wieder nachschauen muss, ob er jetzt eine Chance hat, wenn zwei Gabeln hingelegt worden sind. Deshalb legen wir fest, dass jeder Philosoph in der PHILOSOPHENPROZEDUR (Beispiel 6.33) eine Prozedur GABELNEHMEN aufruft, wenn er Hunger hat und eine Prozedur GABELWEGLEGEN aufruft, um die beiden Gabeln wieder hinzulegen. In der Prozedur GABELNEHMEN muss dann nachgelesen werden, ob beide Gabeln frei sind (statt zu prüfen, ob eine Meldung gestrichen ist). In GABELWEGLEGEN muss notiert werden, dass die Gabeln frei geworden sind (statt eine Meldung zu streichen). Sonst entspricht das Philosophenproblem im Prinzip unserem Fehlermeldungsproblem. Beispiel 6.41 zeigt den entsprechend geänderten Entwurf für GABELNEHMEN.

```

GABELNEHMEN:PROC(PHILOSOPHENNR FIXED) REENT;
/* *****
* Die Prozedur dient zur Koordinierung der Philosophen. Sie *
* verschafft dem aufrufenden Philosophen Gabeln *
* Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert *
***** */
/* Warte, bis Gabeln frei sind, bedeutet: */
WHILE GABELN(LINKEGABEL)/=FREI
  OR GABELN(RECHTEGABEL)/=FREI REPEAT
  REQUEST WARTEN;
END;
/* Nimm die Gabeln */
END; /* Prozedur GABELNEHMEN */

```

Beisp. 6.41: 1. Entwurf für GABELNEHMEN

```

GABELNEHMEN:PROC(PHILOSOPHENNR FIXED) REENT;
/* *****
* Die Prozedur dient zur Koordinierung der Philosophen. Sie *
* verschafft dem aufrufenden Philosophen Gabeln *
* Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert *
***** */
/* Warte, bis Gabeln frei sind, bedeutet: */
WHILE GABELN(LINKEGABEL)/=FREI
  OR GABELN(RECHTEGABEL)/=FREI REPEAT
  WARTENDE:=WARTENDE+1; /* Wartende zählen */
  REQUEST WARTEN;
  WARTENDE:=WARTENDE-1;

```



```

        IF WARTENDE /= 0 THEN          /* Damit nächster auch      */
            RELEASE WARTEN;           /* nachsehen kann          */
        FIN;
    END;
    /* Nimm die Gabeln */
END; /* Prozedur GABELNEHMEN */
Beisp. 6.42:      2. Entwurf für GABELNEHMEN

```

Wir wollen uns jetzt vorstellen, dass zwei Philosophen gleichzeitig unter Benutzung von 4 Gabeln essen und dass die anderen in der Prozedur warten. Wenn einer der Esser fertig ist, teilt er durch `RELEASE WARTEN` mit, dass einer der Wartenden nachsehen darf, ob jetzt Gabeln rechts und links von seinem Teller liegen. Dann muss er dafür sorgen, dass auch der nächste wartende Philosoph nachsehen kann, denn eventuell hat der ja auch (oder mehr) Glück. Dann kommt wieder der nächste bis alle mit Nachsehen durch sind. Um das zu organisieren, muss das Programm die wartenden Philosophen gezählt haben. Beispiel 6.42 zeigt den entsprechend vervollständigten Entwurf.

```

GABELNEHMEN:PROC(PHILOSOPHENNR FIXED) REENT;
/******
 * Die Prozedur dient zur Koordinierung der Philosophen. Sie      *
 * verschafft dem aufrufenden Philosophen Gabeln                 *
 * Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert                               *
 *****/
/* Warte, bis Gabeln frei sind, bedeutet: */
WHILE GABELN(LINKEGABEL)/=FREI
    OR GABELN(RECHTEGABEL)/=FREI REPEAT
    WARTENDE:=WARTENDE+1;          /* Wartende zählen      */
    REQUEST WARTEN;
    WARTENDE:=WARTENDE-1;
    IF WARTENDE /= 0 THEN          /* Damit nächster auch  */
        RELEASE WARTEN;         /* nachsehen kann      */
    FIN;
    HIERWARTENDE:=HIERWARTENDE+1; /* Zählen wer hier     */
    REQUEST HIERWARTEN;         /* noch einmal wartet  */
END;
/* Nimm die Gabeln */
END; /* Prozedur GABELNEHMEN */

```

Beisp. 6.43: 3. Entwurf für GABELNEHMEN

Wenn wir das jetzt ansehen, stellen wir fest, dass der Entwurf fehlerhaft ist. Die Philosophen, die keine Gabeln erwisch haben, sausen nämlich jetzt dauernd in dem `REPEAT`-Block im Kreis herum. Die Sache verhält sich ähnlich wie in einem Supermarkt, der ein ganz besonders billiges Lockangebot an Schnaps hat und dazu schreibt: "Höchstabgabemenge 3 Flaschen". Schlaue Kunden können sich trotz aller Kontrollen an der Kasse dadurch mit beliebigen Mengen eindecken, indem sie ihre eben gekauften 3 Flaschen schnell ins Auto packen und wieder in den Supermarkt zurückgehen, um weitere 3 zu holen. Um das ohne Namenskontrolle zu verhindern, gibt es nur eine Möglichkeit: Kunden, die 3 Flaschen ergattert haben, müssen hinter der Kasse so lange warten, bis alle Flasche verkauft sind, falls sie das Gelände nicht für immer verlassen. Beispiel 6.43 zeigt den entsprechend ergänzten Entwurf.

Jetzt müssen wir allerdings dafür sorgen, dass die auf `REQUEST AUFALLEWARTEN` feststehenden Philosophen wieder in den Anfang des `REPEAT`-Blocks zurückkehren. Dazu muss der letzte diesen Semaphor freigeben. Dann geht es weiter wie oben schon einmal. Beispiel 6.44 zeigt uns das.

```

GABELNEHMEN:PROC(PHILOSOPHENNR FIXED) REENT;
/*****
 * Die Prozedur dient zur Koordinierung der Philosophen. Sie *
 * verschafft dem aufrufenden Philosophen Gabeln. *
 * Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert *
 *****/
/* Warte, bis Gabeln frei sind, bedeutet: */
WHILE GABELN(LINKEGABEL)/=FREI
  OR GABELN(RECHTEGABEL)/=FREI REPEAT
  WARTENDE:=WARTENDE+1; /* Wartende zählen */
  REQUEST WARTEN;
  WARTENDE:=WARTENDE-1;
  IF WARTENDE /= 0 THEN /* Damit nächster auch */
    RELEASE WARTEN; /* nachsehen kann */
  ELSE /* Der letzte sagt, */
    RELEASE HIERWARTEN; /* dass es weitergeht */
  FIN;
  HIERWARTENDE:=HIERWARTENDE+1; /* Zählen wer hier */
  REQUEST HIERWARTEN; /* noch einmal wartet */
  HIERWARTENDE:=HIERWARTENDE-1;
  IF HIERWARTENDE /= 0 THEN /* solange noch ein */
    RELEASE HIERWARTEN; /* Nachzügler fehlt */
  FIN;
END;
/* Nimm die Gabeln */
END; /* Prozedur GABELNEHMEN */

```

Beisp. 6.44: 4. Entwurf für GABELNEHMEN

```

GABELWEGLEGEN:PROC(PHILOSOPHENNR FIXED) REENT;
/*****
 * Die Prozedur dient zur Koordinierung der Philosophen. Sie dient *
 * zum Weglegen der Gabeln und zum Anstoß der darauf wartenden *
 * Philosophen *
 * Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert *
 *****/
DCL (RECHTEGABEL,LINKEGABEL) FIXED;
RECHTEGABEL:=PHILOSOPHENNR; /* Berechnung der Gabelnummern */
LINKEGABEL:=PHILOSOPHENNR-1
IF LINKEGABEL==0 THEN LINKEGABEL:=1 UPB GABELN; FIN;
GABELN(RECHTEGABEL):=FREI; /* Freigabe der Gabeln */
GABELN(LINKEGABEL):=FREI;
IF WARTENDE/=0 OR HIERWARTENDE/=0 THEN /* Wenn wer wartet */
  RELEASE WARTEN; /* nachsehen lassen */
FIN;
END; /* Prozedur GABELWEGLEGEN */

```

Beisp. 6.45: Erste Version der Prozedur GABELWEGLEGEN

Beispiel 6.45 zeigt die erste Version der Prozedur GABELWEGLEGEN, in der eventuell wartende Philosophen durch RELEASE-Anweisungen dazu gebracht werden, in GABELNEHMEN nach einer Gabel zu suchen. Bei genauer Überprüfung erkennen wir eine Fehlermöglichkeit: Wenn zwei Philosophen kurz nacheinander ihre Gabeln weglegen, wird das RELEASE WARTEN ebenfalls kurz nacheinander zweimal gemacht. Das müssen wir verhindern. Außerdem haben wir uns zwar noch nicht um die Vereinbarung von Variablen gekümmert, aber einige von ihnen müssen offensichtlich modulglobal deklariert werden. Deshalb enthält unsere Prozedur einen kritischen Abschnitt. Beispiel 6.46 zeigt die endgültige Version der Prozedur. Sie berücksichtigt jetzt auch, dass eventuell ein Philosoph seine Gabeln weglegt, während die anderen schon prüfen, ob sie aus

einem kurz davor fertig werdenden Philosophen Nutzen ziehen können. In einem solchen Falle müssten nämlich alle Philosophen, die noch keine Gabeln ergattert haben, noch einmal versuchen, ihre beiden zu nehmen.

```
GABELWEGLEGEN:PROC(PHILOSOPHENNR FIXED) REENT;
  /*****
  * Die Prozedur dient zur Koordinierung der Philosophen. Sie dient *
  * zum Weglegen der Gabeln und zum Anstoß der darauf wartenden *
  * Philosophen *
  * Version 2.1 / 24.7.84 / Frevert *
  *****/
DCL (RECHTEGABEL,LINKEGABEL) FIXED;
RECHTEGABEL:=PHILOSOPHENNR; /* Berechnung der Gabelnummern */
LINKEGABEL:=PHILOSOPHENNR-1
IF LINKEGABEL==0 THEN LINKEGABEL:=1 UPB GABELN; FIN;
REQUEST EINZELZUGRIFF; /* Kritischer Abschnitt */
GABELN(RECHTEGABEL):=FREI; /* Freigabe der Gabeln */
GABELN(LINKEGABEL):=FREI;
IF WARTENDE/=0 OR HIERWARTENDE/=0 THEN /* Wenn wer wartet */
  IF NOT SCHONUNTERWEGS THEN /* und erstes Mal */
    RELEASE WARTEN; /* nachsehen lassen */
    SCHONUNTERWEGS:='1'B;
  ELSE
    NOCHMAL:='1'B; /* sonst wiederholen */
  FIN;
FIN;
RELEASE EINZELZUGRIFF;
END; /* Prozedur GABELWEGLEGEN */
```

Beisp. 6.46: Endgültige Version der Prozedur GABELWEGLEGEN

```
DCL GABELN (5) BIT(1), /* Anfänglich FREI setzen */
  FREI INV BIT(1) INIT('1'B),
  NOCHMAL BIT(1) INIT('0'B),
  (WARTENDE,HIERWARTENDE) FIXED INIT (0,0),
  (WARTEN,HIERWARTEN,EINZELZUGRIFF) SEMA PRESET
  ( 0 , 0 , 1 );
```

```
GABELNEHMEN:PROC(PHILOSOPHENNR FIXED) REENT;
  /*****
  * Die Prozedur dient zur Koordinierung der Philosophen. Sie *
  * verschafft dem aufrufenden Philosophen Gabeln *
  * Version 1.1 / 24.7.84 / Frevert *
  *****/
DCL (RECHTEGABEL,LINKEGABEL) FIXED;
RECHTEGABEL:=PHILOSOPHENNR; /* Berechnung der Gabelnummern */
LINKEGABEL:=PHILOSOPHENNR-1
IF LINKEGABEL==0 THEN LINKEGABEL:=1 UPB GABELN; FIN;
REQUEST EINZELZUGRIFF; /* Kritischer Abschnitt */
WHILE GABELN(LINKEGABEL)/=FREI
  OR GABELN(RECHTEGABEL)/=FREI REPEAT
  WARTENDE:=WARTENDE+1; /* Wartende zählen */
RELEASE EINZELZUGRIFF; /* Ende kritischer Abschnitt */
REQUEST WARTEN;
REQUEST EINZELZUGRIFF; /* Kritischer Abschnitt */
WARTENDE:=WARTENDE-1;
IF WARTENDE /= 0 THEN /* Damit nächster auch */
  RELEASE WARTEN; /* nachsehen kann */
ELSE /* Der letzte sagt, */
```

```

    RELEASE HIERWARTEN;          /* dass es weitergeht      */
FIN;
HIERWARTENDE:=HIERWARTENDE+1;  /* Zählen, wer hier        */
RELEASE EINZELZUGRIFF;        /* Ende kritischer Abschnitt */
REQUEST HIERWARTEN;          /* noch einmal wartet      */
REQUEST EINZELZUGRIFF;        /* Kritischer Abschnitt     */
HIERWARTENDE:=HIERWARTENDE-1;
IF HIERWARTENDE /= 0 THEN      /* Solange noch ein        */
    RELEASE HIERWARTEN;        /* Nachzügler fehlt        */
ELSE                            /* Der letzte ist da        */
    IF NOCHMAL THEN            /* Falls inzwischen Gabeln */
        NOCHMAL:='0'B;        /* frei geworden,          */
        RELEASE WARTEN;        /* noch einmal nachsehen   */
    ELSE
        SCHONUNTERWEGS:='0'B; /* Sonst Schluss           */
    FIN;
FIN;
END;
GABELN(LINKEGABEL):= NOT FREI; /* Gabeln nehmen           */
GABELN(RECHTEGABEL):= NOT FREI;
RELEASE EINZELZUGRIFF;        /* Ende kritischer Abschnitt */
END; /* Prozedur GABELNEHMEN */

```

Beisp. 6.47: Endgültige Fassung von GABELNEHMEN. Darüber die neu zu vereinbarenden modulglobalen Variablen.

Wir können jetzt zu unserer Prozedur GABELNEHMEN zurückkehren und auch in ihr die kritischen Abschnitte einführen sowie die Möglichkeit, zweimal kurz hintereinander Gabeln zu suchen. Beispiel 6.47 zeigt die endgültige Fassung und davor die Vereinbarungen der zusätzlichen Variablen, die wir für die Koordination der Philosophen durch unsere beiden Prozeduren benötigen. Dabei dürfen wir nicht vergessen, in der Task die unsere Philosophen in Beispiel 6.33 einplant, die Gabeln zu Anfang freizusetzen.

In dem alten Programm müssen wir auch die Gabel-Semaphore streichen und alle CASE-Anweisungen durch Aufrufe unserer neuen Prozeduren ersetzen. Die Task UEBERWACHUNG ist jetzt auch überflüssig, denn es kann jetzt nicht mehr zu Verklemmungen kommen.

Wenn wir jetzt die neue Fassung des Programms ansehen, stellen wir fest, dass wir nur noch drei Semaphore benötigen und damit jede beliebige Anzahl Philosophen koordinieren können.

Sobald wir die beiden Prozeduren ausgetestet haben, sollten wir sie übrigens gut überwachen. Wir wissen ja, dass wir auf ähnliche Weise fehlermeldende Tasks und die Fehlerquittung koordinieren können. Wir werden dasselbe Verfahren wie bei den Philosophen aber auch anwenden können, wenn wir beispielsweise eine Bahnanlage automatisieren müssen. Dort benötigen wir für die Steuerung eines jeden Zuges eine Task, die die Weichen und Signale entsprechend stellt. Diese Tasks müssen außerdem prüfen, ob die zu befahrenden Gleisstücke frei sind, sie exklusiv für den Zug reservieren und sie hinterher wieder freigeben. Sie müssen dabei genau so vorgehen, wie die Philosophen beim Nehmen und Weglegen von Gabeln, so dass wir in unseren beiden Prozeduren nur die Namen ändern brauchen, um sie auch für diese Aufgabe verwenden zu können.

## 6.5 Zuteilung von Prioritäten

Es ist schon mehrfach erwähnt worden, dass wir Task-Prioritäten nicht dazu benutzen können, um irgendwelche Dinge in einer bestimmten Reihenfolge ablaufen zu lassen. Prioritäten geben dem Rechner lediglich an, welche Task er bei der Zuteilung von Betriebsmitteln bevorzugen sollte, wenn sich mehrere Tasks um eines bewerben. Deshalb haben wir in unseren Beispielen bisher auch nur in einem einzigen darauf hingewiesen, dass die Priorität einer Task eine wesentliche Rolle beim Funktionieren spielt. Es handelte sich um Beispiel 6.33, bei dem die Verklemmung der Philosophen-Tasks durch eine Überwachungstask aufgelöst wurde, indem die eine Gabel durch

eine `RELEASE`-Anweisung zusätzlich freigab und sofort wieder zurückforderte. Semaphore sind sozusagen auch Betriebsmittel für unsere Tasks. Und in diesem Falle musste die Priorität der Überwachungstask niedriger sein, damit einer der Philosophen bei der Zuteilung des zusätzlichen Betriebsmittels bevorzugt wurde.

Ein PEARL-System muss sich übrigens nur bei der Freigabe von Semaphoren unbedingt nach den Prioritäten der auf `REQUEST` wartenden Tasks richten. Bei den "echten" Betriebsmitteln Rechenwerk oder einem Ein-/Ausgabegerät darf es unter Umständen Ausnahmen von der Regel machen, dass Tasks mit höherer Priorität vorzuziehen sind, wenn dadurch viel Verwaltungsaufwand gespart wird.

Fast alle Beispiele sind so geschrieben, als ob alle Tasks ihr eigenes Rechenwerk, ihren eigenen Plattenspeicher usw. hätten und alle gleichzeitig laufen würden, so dass die Vergabe von Prioritäten unnötig sind. Da das natürlich bei großen Programmen mit vielen Tasks nie der Fall ist, müssen wir uns einige Faustregeln über die Vergabe von Prioritäten überlegen.

Zunächst ist einmal klar, dass irgendwelche sehr eiligen Reaktionen, die innerhalb kürzester Zeit erfolgen müssen, wie zum Beispiel Notreaktionen bei Grenzwertüberschreitungen im Prozess, eine hohe Priorität (niedrige Zahl hinter `PRIO`) bekommen müssen. Auch in unserem täglichen Leben hat ja beispielsweise die Behandlung von Verletzungen Vorrang vor anderen Tätigkeiten.

Wenn wir diese Tasks mit hohen Prioritäten versehen haben, können wir uns bei den restlichen überlegen, dass rechnerische Auswertungen um so niedrigere Priorität bekommen sollten, je seltener sie sind und je länger sie dauern. Wir geben damit dem Rechner die Anleitung, immer dann an ihnen zu arbeiten, wenn er nichts anderes zu tun hat. Im täglichen Leben verfahren wir so, indem wir dem Lesen von Lehrbüchern geringere Priorität als praktische Übungen geben. Gerade an diesem Beispiel sehen wir aber auch, dass alles Gerede über Prioritäten nur Sinn hat, wenn auch für die Dinge mit niedriger Priorität soviel Zeit zur Verfügung steht, dass sie auch erledigt werden können. Bei Rechnern, die technische Prozesse steuern, ist deshalb der Rechner im Normalfall nur zu 50-70% ausgelastet, damit er in Notfällen noch Zeit hat, alles rechtzeitig zu erledigen, denn sonst tritt irgendwann der Fall ein, dass eine Task mit hoher Priorität warten muss, weil eine mit niedriger Priorität noch nicht fertig ist.

Ganz allgemein werden wir einen höheren Durchsatz an Daten bekommen, wenn wir die Prioritäten von Einlesevorgängen hoch machen. Alle Ein-/Ausgaben laufen ja um viele Größenordnungen langsamer ab als Rechenanweisungen und wir werden das Rechenwerk deshalb am besten auslasten, wenn es nicht auf neue Daten zu warten braucht. (Die Erfahrung lehrt, dass das Einkaufen wichtiger als das Kochen ist.)

Tasks, die sich hauptsächlich mit der Ausgabe von Daten beschäftigen, sollten ebenfalls mit höherer Priorität laufen als rechenintensive Tasks. Für jede Ein-/Ausgabe wird das Rechenwerk kurzzeitig für Organisationsaufgaben benötigt. Wenn die einmal erledigt sind, wird der Rest bei modernen Rechnern echt zeitparallel zu Rechentasks gemacht. (Deshalb ist der Betriebsleiter aus Kapitel 6.4.4 gut beraten, wenn er die Tätigkeit des Diktierens mit hoher Priorität versieht. Dadurch hat die Schreibdame immer gleichmäßig zu tun. Und der Schriftverkehr läuft besser, wenn er die Diktate nicht bis zuletzt hinausschiebt.)

Auch Dialogtasks dürfen fast immer hohe Priorität haben. Gerade weil der antwortende Mensch so lange braucht, bis er sich überlegt hat, was er antworten will, belasten sie die den Rechner fast gar nicht. Wir machen dem Menschen aber eine Freude, wenn der Rechner schnell reagiert.

## Literaturverzeichnis

DIN 66253 Teil 1

Programmiersprache PEARL (Basic PEARL)

Beuth-Verlag GmbH, Berlin/Köln

DIN 66253 Teil 2

Programmiersprache PEARL (Full PEARL)

Beuth-Verlag GmbH, Berlin/Köln

Brinkötter, H. / Nagel, K. / Nebel, H. / Rebensburg, K.

Systematisches Programmieren mit PEARL

Akademische Verlagsgesellschaft, Wiesbaden (1982)

Elzer, P. / Frevert, L.

PEARL - Ein Führer durch die Sprache der Prozessrechner

PEARL-Verein e.V., Stuttgart (1984)

Kappatsch, A. / Mittendorf, H. / Rieder, P.

PEARL - Systematische Darstellung für den Anwender

R. Oldenbourg Verlag München / Wien (1979)

Werum, W. / Windauer, H.

PEARL - Beschreibung mit Anwendungsbeispielen

Vieweg & Sohn Verlag GmbH, Braunschweig (1978)