Kategorialgrammatiken

K.Ajdukiewicz (Die syntaktische Konnexität, 1935) hat funktionale Begriffe in die syntaktischen Kategorien eingebaut: bei der Verkettung wird der eine Ausdruck als Funktion, der andere als sein Argument behandelt; das Argument kann rechts oder links stehen:

$$\frac{u : A/B, \quad v : B}{u \cdot v : A}(/) \qquad \frac{u : B, \quad v : B\backslash A}{u \cdot v : A}(\backslash)$$

Interpretiert man Kategorien durch formale Sprachen (Mengen von Zeichenreihen), so entspricht dies den „Kürzungsregeln"

$$A/B \cdot B \subseteq A \qquad B \cdot B\backslash A \subseteq A$$

oder den kontextfreien Regeln

$$A \to A/B \cdot B \qquad A \to B \cdot B\backslash A$$

Funktionale Eigenschaften von Ausdrücken werden direkt durch ihre Kategorien ausgedrückt, nicht wie in einer CFG durch die Regeln zu diesen Kategorien:

Beispiele

1. attributive Verwendung des Adjektivs:
   CFG: Kategorie A Regel $N \to A \cdot N$
   KG: Kategorie $A := N/N$
2. transitives Verb im einfachen Satz:
   CFG: Kategorie TV Regeln
   $VP \to TV \cdot NP$
   $S \to NP \cdot VP$
   KG: $VP := NP\backslash S$
   $$\begin{aligned} TV &:= VP/NP \\ &= (NP\backslash S)/NP \end{aligned}$$
   Es folgt: $NP \cdot (TV \cdot NP) \subseteq NP \cdot (NP\backslash S) \subseteq S$

Kategorialgrammatiken (Bar-Hillel 1960)

Die Menge *Cat* der Kategorien (syntaktische Typen) wird aus einer nicht-leeren Menge von *Basiskategorien* durch

$$A, B \in Cat \Rightarrow A/B \in Cat, B\backslash A \in Cat$$

aufgebaut. Eine Kategorialgrammatik $G = (\Sigma, T, S)$ besteht aus

(i) einem endlichen Alphabet bzw. Lexikon Σ,
(ii) einer Kategorisierung $T : \Sigma \to \mathcal{P}_{fin}(Cat)$, und
(iii) einer Satzkategorie $S \in Cat$.

Die *von G definierte Sprache* ist $L(G) := \{w \in \Sigma^* \mid T \vdash w : S\}$, wobei $T \vdash v : A$ besagt, daß $v : A$ durch die Axiome

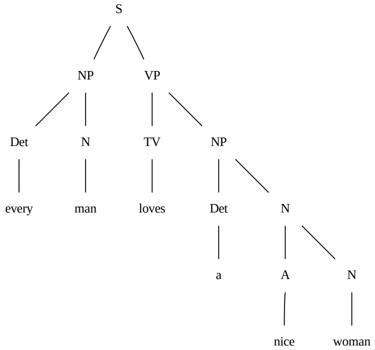
$$u : B, \qquad \text{für } B \in T(u),$$

mit den Schlußregeln (/) und (\) beweisbar ist.

Beispiel als CFG

CFG:

$S \rightarrow NP\ VP$	$TV \rightarrow loves$
$VP \rightarrow TV\ NP$	$Det \rightarrow a \mid every$
$NP \rightarrow Det\ N$	$N \rightarrow man \mid woman$
$N \rightarrow A\ N$	$A \rightarrow nice$



Beispiel als KG

KG-Lexikon:

every,a : NP/N, nice:N/N, man,woman:N, loves: $(NP\backslash S)/NP$

$$\dfrac{\mathit{loves} : (NP\backslash S)/NP \qquad \dfrac{\mathit{a} : NP/N \qquad \dfrac{\mathit{nice} : N/N \qquad \mathit{woman} : N}{\mathit{nice\ woman} : N}(/)}{\mathit{a\ nice\ woman} : NP}(/)}{\mathit{loves\ a\ nice\ woman} : NP\backslash S}(/)$$

$$\dfrac{\dfrac{\mathit{every} : NP/N \qquad \mathit{man} : N}{\mathit{every\ man} : NP}(/) \qquad \dfrac{\vdots}{\mathit{loves\ a\ nice\ woman} : NP\backslash S}(/)}{\mathit{every\ man\ loves\ a\ nice\ woman} : S}(\backslash)$$

Kurzform: Wörter als Blätter, ihre Kategorien als Präterminale

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{\mathit{every}}{NP/N} \quad \dfrac{\mathit{man}}{N}}{NP} \qquad \dfrac{\dfrac{\mathit{loves}}{(NP\backslash S)/NP} \quad \dfrac{\dfrac{\mathit{a}}{NP/N} \quad \dfrac{\dfrac{\mathit{nice}}{N/N} \quad \dfrac{\mathit{woman}}{N}}{N}}{NP}}{NP\backslash S}}{S}$$

Wie man sieht, ist das ein „umgedrehter“ Syntaxbaum.

Da die Kürzungsregeln als kontextfreie Grammatikregeln aufgefaßt werden können (s.o.), gilt offenbar:

Prop.: Zu jeder Kategorialgrammatik $G = (\Sigma, T, S)$ gibt es eine kontextfreie Grammatik $G' = (\Sigma, N, P, S)$ mit $L(G) = L(G')$.

Es gilt aber auch die Umkehrung:

Satz (H.Gaifman 1957) Zu jeder kontextfreien Grammatik $G = (\Sigma, N, P, S)$ mit $\epsilon \notin L(G)$ gibt es eine Kategorialgrammatik $G' = (\Sigma, T, S)$ mit $L(G) = L(G')$.

Der Beweis benutzt, daß man kontextfreie Grammatiken in eine Normalform (Greibach-NF) bringen kann, und konstruiert daraus eine Kategorialgrammatik.

Beweis (Skizze): Man kann annehmen, daß $G = (N, \Sigma, P, S)$ in „Greibach-Normalform“ gegeben ist, d.h. nur Regeln der Form $A \to a$, $A \to aB$ und $A \to aBC$ mit $a \in \Sigma$ und $A, B, C \in N$ hat. Für $G' = (\Sigma, T, S)$ setzt man

$$\begin{aligned} T(a) \;&:=\; \{A \in N \mid (A \to a) \in P\} \\ &\;\cup\; \{A/B \in N \mid (A \to aB) \in P\} \\ &\;\cup\; \{(A/C)/B \in N \mid (A \to aBC) \in P\} \end{aligned}$$

$L(G') \supseteq L(G)$: Jedem Syntaxbaum von G ordnet man einen Ableitungsbaum von G' zu, indem man die Verzweigungen wie folgt umwandelt:

```
G-Syntaxbaum                 G'-Ableitungsbaum
  A     A       A              A      A          A
  |    / \     /|\             |     / \        / \
  a   a   B   a B C            a   A/B  B    (A/C)  C
                                    |          /  \
                                    a     (A/C)/B  B
                                              |
                                              a
```

$L(G') \subseteq L(G)$: Man zeigt durch Induktion über die Anzahl r der Knoten in G'-Ableiungsbäumen mit Wurzel $A \in N$ und w an den Blättern, daß es eine G-Ableitung $A \Rightarrow_G^* a$ gibt.

$r = 2$: Der G'-Baum entspricht der Annahme $a : A$, daher $A \Rightarrow_G^* a$.

$r > 2$: Es gibt es einen Knoten mit 2 Nachfolgern, von denen einer eine Kategorie X/Y oder $Y \backslash X$ hat. Da der Baum endlich tief ist, muß dabei einmal dieser Nachfolger ein *nichtverzweigender* Knoten sein, also ein $a \in \Sigma$ dominieren. Dann hat der Baum einen Teilbaum

```
      A                     A
     / \                   / \
   A/B  B              (A/C)  C
    |  / \              /  \  | \
    a  ...         (A/C)/B  B ....
                        |  / \
                        a  ...
```

mit Basiskategorien B, C. Zu den Teilbäumen unter B und C gibt es nach Induktion G-Ableitungen; man setzt sie mit den G-Regeln $(A \rightarrow aB)$ bzw. $A \rightarrow aBC$ zu einer G-Ableitung aus A zusammen.

Bemerkung: Bloomfield hatte *Attribute* durch die Distribution definiert: in einer Zusammensetzung $A\ B$ ist A ein Attribut, wenn in jedem Kontext $A\ B$ durch B ersetzt werden kann, d.h. wenn $D_L(A\ B) \subseteq D_L(B)$ ist.

In der Kategorialgrammatik ist ein (vorangestelltes) B-Attribut ein Ausdruck der Kategorie B/B:

$$\frac{v : B/B \quad w : B}{v \cdot w : B}$$

Analog: nachgestellte B-Modifikatoren haben die Kategorie $B\backslash B$.

Ob ein Ausdruck w ein Satz ist, wird bei Ajdukiewicz und Bar-Hillel darauf zurückgeführt, daß $w : A$ und $A \subseteq S$ für eine Kategorie A. Die Inklusion muß durch Anwenden der „Kürzungsregeln“ gezeigt werden. Man braucht i.a. aber weitere Möglichkeiten.

Lambek-Kategorialgrammatik

Zunächst sind Ausdrücke der Kategorie A/B Funktionen, die Ausdrücke der Kategorie B zu Ausdrücken der Kategorie A erweitern, z.B. *every* : NP/N, *to* : PP/NP.

Man kann mit A/B aber auch Ausdrücke beschreiben, die „von der Kategorie A wären, wenn ein Ausdruck der Kategorie B folgte“, d.h. als A-Ausdrücke mit einer B-Lücke am Ende:

Beispiel: Relativsätze sind nachgestellte Nomenmodifikatoren, also $S_{rel} := N\backslash N$. Da das Relativpronomen ein vorgezogenes Objekt ist, folgt darauf „ein Satz mit einer NP-Lücke am Ende“:

$$\dfrac{\mathit{woman} : N \qquad \dfrac{\mathit{whom} : (N\backslash N)/(S/NP) \qquad \dfrac{?}{\mathit{he\ talks\ to} : S/NP}}{\mathit{whom\ he\ talked\ to} : N\backslash N}}{\mathit{woman\ whom\ he\ talked\ to} : N}$$

Man würde gerne aus den Kategorisierungen der Pronomen, Verben und Präpositionen

$$he : NP, \qquad talks : (NP\backslash S)/PP, \qquad to : PP/NP$$

schließen, daß, weil *für beliebige* $x : NP$ gilt:

$$\dfrac{\dfrac{}{he : NP} \qquad \dfrac{talks : (NP\backslash S)/PP \qquad \dfrac{to : PP/NP \quad x : NP}{to\ x : PP}}{talks\ to\ x : NP\backslash S}}{he\ talks\ to\ x : S},$$

man *ohne ein solches* $x : NP$ noch hat: *he talks to:* S/NP.

Man will mit temporäreren Annahmen argumentieren können, hier:

$$\dfrac{he : NP,\ talks : (NP\backslash S)/PP,\ to : PP/NP,\ x{:}NP \vdash he\ talks\ to\ x : S}{he : NP,\ talks : (NP\backslash S)/PP,\ to : PP/NP \vdash he\ talks\ to : S/NP}$$

Lambek-Kalkül

J.Lambek (The mathematics of sentence structure, 1958) hat einen Beweiskalkül vorgeschlagen, in dem man hypothetische Annahmen verwenden kann, um Inklusionen zwischen Kategorien zu beweisen.

1. Kategorien werden aus einer Menge $\{B_i \mid i \in \mathbb{N}\}$ von atomaren Kategorien durch (A/B), $(A\backslash B)$ und $(A \cdot B)$ erzeugt.
2. Sequenzen $C_1, \ldots, C_{n+1} \ \triangleright \ C_0$ sind Folgen von Kategorien C_i.
3. Axiome sind alle Sequenzen $A \ \triangleright \ A$, für atomare Kategorien A.

3. Schlußregeln zur Herleitung von Sequenzen sind folgende, wobei Γ, Δ und Θ für endliche Folgen von Kategorien stehen, und A, B für beliebige Kategorien :

$$\frac{\Theta \ \triangleright \ A \qquad \Gamma, B, \Delta \ \triangleright \ C}{\Gamma, \Theta, A \backslash B, \Delta \ \triangleright \ C} \ (\backslash\ L) \qquad \frac{A, \Gamma \ \triangleright \ B}{\Gamma \ \triangleright \ A \backslash B} \ (\backslash\ R)$$

$$\frac{\Theta \ \triangleright \ A \qquad \Gamma, B, \Delta \ \triangleright \ C}{\Gamma, B/A, \Theta, \Delta \ \triangleright \ C} \ (/\ L) \qquad \frac{\Gamma, A \ \triangleright \ B}{\Gamma \ \triangleright \ B/A} \ (/\ R)$$

$$\frac{\Gamma, A, B, \Delta \ \triangleright \ C}{\Gamma, A \cdot B, \Delta \ \triangleright \ C} \ (\cdot\ L) \qquad \frac{\Gamma \ \triangleright \ A \qquad \Delta \ \triangleright \ B}{\Gamma, \Delta \ \triangleright \ A \cdot B} \ (\cdot\ R)$$

$$\frac{\Theta \ \triangleright \ B \qquad \Gamma, B, \Delta \ \triangleright \ A}{\Gamma, \Theta, \Delta \ \triangleright \ A} \ (\mathit{Schnitt})$$

Wir schreiben $\Gamma \vdash A$, wenn $\Gamma \ \triangleright \ A$ mit diesen Regeln in endlich vielen Schritten aus den Axiomen herleitbar ist.

Eine Lambek'sche Kategorialgrammatik $G = (\Sigma, T, S)$ ist eine Kategorialgrammatik, mit einer Kategorisierung $T : \Sigma \to \mathcal{P}_{fin}(Cat)$ der aus Basiskategorien mit $\backslash$, $/$ und $\cdot$ aufgebauten Kategorien Cat, die den Kategorien A die Wortmengen

$$A^G := \{\ a_1 \cdots a_n \mid \ \begin{array}{l} n \in \mathbb{N},\ a_1, \ldots, a_n \in \Sigma, \\ A_1 \in T(a_1), \ldots, A_n \in T(a_n), \\ A_1, \ldots, A_n \vdash\ A\ \} \end{array}$$

zuordnet. Die von G definierte Sprache ist $L(G) := S^G$.

Mit den Regeln $(\backslash\ R)$ und $(/\ R)$ kann man zum Nachweis der Inklusion $C_1 \cdots C_n \subseteq C_0$ auch Hilfsannahmen verwenden. Die Regeln $(\backslash\ L)$ und $(/\ L)$ entsprechen den Kürzungsregeln (s.u.).

Interpretation der Kategorien

Sei $\mathcal{M} = (M, \cdot, 1)$ ein Monoid, d.h. eine Menge M mit einer Operation $\cdot : M \times M \to M$ und einem Element $1 \in M$, so daß

$$(x \cdot y) \cdot z = x \cdot (y \cdot z) \text{ und } x \cdot 1 = x = 1 \cdot x$$

für alle $x, y, z \in M$. Man denke an die Folgen über Σ und die Verkettung $\cdot$ von Folgen, d.h. $(M, \cdot, 1) = (\Sigma^*, \cdot, \epsilon)$.

Den Basiskategorien C seien Teilmengen $C^{\mathcal{M}} \subseteq M$ zugeordnet. Dann interpretiert man die Produktkategorien $(A \cdot B)$ durch das elementweise Produkt der Mengen $A^{\mathcal{M}}$ und $B^{\mathcal{M}}$:

$$(A \cdot B)^{\mathcal{M}} := A^{\mathcal{M}} \cdot B^{\mathcal{M}} := \{u \cdot v \mid u \in A^{\mathcal{M}}, v \in B^{\mathcal{M}}\}$$

Für die Divisionskategorien geht es nicht entsprechend, weil auf M i.a. keine Divisionsoperation definiert ist. Stattdessen nimmt man

$$(A/B)^{\mathcal{M}} := \{u \in M \mid \{u\} \cdot B^{\mathcal{M}} \subseteq A^{\mathcal{M}}\},$$

$$(B\backslash A)^{\mathcal{M}} := \{u \in M \mid B^{\mathcal{M}} \cdot \{u\} \subseteq A^{\mathcal{M}}\}.$$

Eine Folge $\Gamma = C_1, \ldots, C_n$ von Kategorien werde interpretiert durch

$$\Gamma^{\mathcal{M}} := (C_1 \cdot C_2 \cdots C_n)^{\mathcal{M}}.$$

Proposition: Die Axiome und Schlußregeln sind bei der Interpretation in Monoiden $\mathcal{M}$ korrekt: Ist $\Gamma \vdash C$, so ist $\Gamma^{\mathcal{M}} \subseteq A^{\mathcal{M}}$.

Beweis: Für die Axiome $A \vdash A$ ist $A^{\mathcal{M}} \subseteq A^{\mathcal{M}}$ klar. Angenommen, der Beweis endet mit einer Anwendung von

$$\frac{\Theta \ \triangleright\ A \qquad \Gamma, B, \Delta \ \triangleright\ C}{\Gamma, \Theta, A\backslash B, \Delta \ \triangleright\ C}\ (\backslash\ L)$$

Nach Induktion ist $\Theta^{\mathcal{M}} \subseteq A^{\mathcal{M}}$ und $\Gamma^{\mathcal{M}} \cdot B^{\mathcal{M}} \cdot \Delta^{\mathcal{M}} \subseteq C^{\mathcal{M}}$, also

$$\begin{aligned} \Gamma^{\mathcal{M}} \cdot \Theta^{\mathcal{M}} \cdot (A\backslash B)^{\mathcal{M}} \cdot \Delta^{\mathcal{M}} &\subseteq \Gamma^{\mathcal{M}} \cdot A^{\mathcal{M}} \cdot (A\backslash B)^{\mathcal{M}} \cdot \Delta^{\mathcal{M}} \\ &\subseteq \Gamma^{\mathcal{M}} \cdot B^{\mathcal{M}} \cdot \Delta^{\mathcal{M}} \subseteq C^{\mathcal{M}}. \end{aligned}$$

Analog für die anderen Regeln, mit der Definition von $(A/B)^{\mathcal{M}}$. $\square$

Beispiele für Herleitungen von Sequenzen

Im Lambek-Kalkül sind die Kürzungsregeln herleitbar, etwa (/):

$$\dfrac{\dfrac{A \;\triangleright\; A \qquad B \;\triangleright\; B}{A/B, B \;\triangleright\; A}(/\,L)}{A/B \cdot B \;\triangleright\; A}(\cdot\, L)$$

Aber auch andere Beziehungen wie $((A\backslash B)/C)^{\mathcal{M}} \subseteq (A\backslash(B/C))^{\mathcal{M}}$:

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{C \;\triangleright\; C \qquad \dfrac{A \;\triangleright\; A \qquad B \;\triangleright\; B}{A, A\backslash B \;\triangleright\; B}}{A, (A\backslash B)/C, C \;\triangleright\; B}}{A, (A\backslash B)/C \;\triangleright\; B/C}}{(A\backslash B)/C \;\triangleright\; A\backslash(B/C)}$$

Weitere Beispiele

Folgende Beziehungen gelten bei der Interpretation in $\mathcal{M}$:

1. $(A\backslash B)/C = A\backslash(B/C)$ (Argumentreihenfolge)
2. $A \subseteq (B/A)\backslash B$, $A \subseteq B/(A\backslash B)$ (Anhebung)
3. $A/(B \cdot C) = (A/C)/B$ (Currying)
4. $(A/B) \cdot (B/C) \subseteq A/C$ (Funktions-Komposition)
5. $A/B \subseteq (A/C)/(B/C)$, $A/B \subseteq (C/A)\backslash(C/B)$ (Geach-Regeln)

Dazu beweise man die entsprechenden Sequenzen im Lambek-Kalkül, z.B. $A/B \ \triangleright \ (A/C)/(B/C)$ für 5.

Die wesentliche Beziehung zwischen Produkt und Divisionen ist:

$$C \subseteq B\backslash A \iff B \cdot C \subseteq A \iff B \subseteq A/C$$

Das besagt u.a.: A/C ist das größte B mit $B \cdot C \subseteq A$.

Lemma (Lambek 1958)

(i) Jede herleitbare Sequenz kann auch ohne Verwendung der Schnittregel hergeleitet werden.

(ii) Es gibt ein Verfahren, mit dem man für jede Sequenz $\Gamma \triangleright A$ feststellen kann, ob sie herleitbar ist.

Proposition Die durch $G = (\Sigma, T, S)$ definierte Sprachfamilie $\{A^G \mid A \in Cat\}$ ist die Familie der kleinsten $[\![A]\!] \subseteq \Sigma^+$ mit

1. $A^T := \{a \in \Sigma \mid A \in T(a)\} \subseteq [\![A]\!]$, und
2. $[\![A_1]\!] \cdots [\![A_n]\!] \subseteq [\![A]\!]$, falls $A_1, \ldots, A_n \vdash A$.

Im Unterschied zu kontextfreien Grammatiken werden hier die Bedeutungen *unendlich vieler* Kategorien simultan definiert. Wie Chomsky schon den 60er Jahren vermutete, werden so aber keine zusätzlichen Sprachen definiert:

Satz (Pentus 1992) Zu jeder Lambek-Grammatik G gibt es eine kontextfreie Grammatik G' mit $L(G) = L(G')$.

Linguistische Anwendungen des Lambek-Kalküls

Typanhebung: durch $typ(C)$ werde einer syntaktischen Kategorie ein semantischer Typ zugeordenet, insbesondere

- $typ(S) := t$, die Wahrheitswerte,
- $typ(PN) := e$, die Individuen,
- $typ(N) = typ(VP) := (e \to t)$, Eigenschaften von Individuen.
- $typ(X\backslash Y) = typ(Y/X) := (typ(X) \to typ(Y))$, Funktionen.

$$\dfrac{\dfrac{\textit{Maria}}{PN \simeq e} \qquad \dfrac{\textit{arbeitet}}{VP \simeq (e \to t)}}{S \simeq t} \qquad\qquad \dfrac{\dfrac{\dfrac{\textit{Jeder}}{Det \simeq ?} \qquad \dfrac{\textit{Student}}{N \simeq (e \to t)}}{NP \simeq ?} \qquad \dfrac{\textit{arbeitet}}{VP \simeq (e \to t)}}{S \simeq t}$$

Links ist nötig: $VP \subseteq PN\backslash S$, rechts $NP \subseteq S/VP$, $Det \subseteq NP/N$, und damit

$$typ(NP) = typ(VP) \to typ(S) = (e \to t) \to t,$$
$$typ(Det) = typ(N) \to typ(NP) = (e \to t) \to ((e \to t) \to t)$$

Montague bringt beides auf den zweiten Fall, indem er die kontextfreie Regel $NP \to PN$ als Typanhebung interpretiert:

Um PN wie eine NP auf die VP anwenden zu können, brauchen wir

$$PN \subseteq S/VP,$$

und setzt man hierin $VP = PN\backslash S$ ein, so heißt das:

$$PN \subseteq S/(PN\backslash S).$$

Diese Typanhebung ist im Lambek-Kalkül beweisbar:

$$\cfrac{\cfrac{PN \;\triangleright\; PN \qquad S \;\triangleright\; S}{PN, PN\backslash S \;\triangleright\; S}\;(\backslash\, L)}{PN \;\triangleright\; S/(PN\backslash S)}\;(/\; R).$$

Koordination von Konstituentenfolgen:

Dowty[1] benutzt die Typanhebung und Funktionskomposition,

$$\frac{X}{(Y/X)\backslash Y}(T) \qquad \text{und} \qquad \frac{X\backslash Y \quad Y\backslash Z}{X\backslash Z}(C)$$

(als Regeln geschrieben), zur Koordinierung von nicht-Konstituenten, z.B. von NP-Paaren. Sei $TV := VP/NP$, $DTV := TV/NP$ und $X := DTV\backslash VP$ in der Kategorie des Koordinators.

$$\dfrac{\dfrac{give}{DTV} \qquad \dfrac{\dfrac{\dfrac{\dfrac{Bill}{NP}}{DTV\backslash TV}T \quad \dfrac{\dfrac{a\ book}{NP}}{TV\backslash VP}T}{DTV\backslash VP}C \quad \dfrac{and}{X\backslash X/X} \quad \dfrac{\dfrac{\dfrac{Max}{NP}}{DTV\backslash TV}T \quad \dfrac{\dfrac{a\ record}{NP}}{TV\backslash VP}T}{DTV\backslash VP}C}{DTV\backslash VP}}{VP}$$

Beispiel Die Lambek-Grammatik mit den Kategorisierungen

$$\begin{array}{ll} \textit{der, ein} : NP/N, & \textit{Buch, Student} : N, \\ \textit{der} : (N\backslash N)/(S/NP) & \textit{liest} : (NP\backslash S)/NP \end{array}$$

erlaubt eine Analyse von *der Student, der ein Buch liest* : NP. Man führt dazu

$$NP/N,\ N,\ (N\backslash N)/(S/NP),\ NP/N,\ N,\ (NP\backslash S)/NP \ \triangleright\ NP$$

mit der Schnittregel und (*) $NP\backslash(S/NP) \triangleright (NP\backslash S)/NP$, auf

$$NP/N,\ N,\ (N\backslash N)/(S/NP),\ NP/N,\ N,\ NP\backslash(S/NP) \ \triangleright\ NP$$

zurück; diese Sequenz kann allein mit (/ R) und (\ R), also in KG, hergeleitet werden, aber für (*) braucht man die Linksregeln!

Vorteile der Kategorialgrammatik:

- Linguistische Information im Lexikon $T : \Sigma \rightarrow Cat$ konzentriert
- Flexible Kategorisierung, z.B. bei Koordination, quasi kein Konstituentenbegriff mehr (ggf. Nachteil)
- Enger Zusammenhang zwischen syntaktischen Kategorien und semantischen Typen

Nachteile:

- Mit X/Y und $Y\backslash X$ wird nicht zwischen Komplement und Kontext unterschieden
- Tendiert zur Übergenerierung z.B. durch Typanhebungsregeln

Verfeinerungen durch strukturierte Kategorienannahmen Γ und Beschränkung der Regelanwendungen auf Teilannahmen möglich.

David Dowty.
Type raising, functional composition, and non-constituent conjunction.
In R.T.Oehrle et al. (eds.), editor, *Categorial Grammars and Natural Language Structures*, pages 153–197. D.Reidel, 1988.

J. Lambek.
The mathematics of sentence structure.
American Math. Monthley 65, 154–170, 1958.

J. Lambek.
On the calculus of syntactic types.
In R. Jacobson, editor, *Structure of Language and its Mathematical Aspects*, pages 166–178. Providence, 1961.