

FAKULTETA ZA MATEMATIKO IN FIZIKO

RAČUNSKO PODPRTO GEOMETRIJSKO OBLIKOVANJE

VS postopek za izračun vrednosti polinomov več spremenljivk

Janez Radešček, Miha Avsec

20. januar 2019

1 De Casteljau

Naj bo T trikotnik v ravnini, ter naj bodo (r, s, t) baricentrične koordinate točke P glede na trikotnik T . V tem primeru lahko vsak polinom stopnje d , definiran nad trikotnikom T , zapišemo v Bernsteinovi bazi kot

$$p(r, s, t) = \sum_{i=0}^d \sum_{j=0}^i b_{d-i, i-j, j} B_{d-i, i-j, j}^d,$$

kjer velja

$$B_{i,j,k}^d(r, s, t) = \frac{d!}{i!j!k!} r^i s^j t^k.$$

Tako podan polinom lahko evaluiramo s pomočjo De Casteljaujevega algoritma

Algoritem 1.1 (De Casteljau). *Naj bo p polinom stopnje d podan v Bezierjevi obliki, ter naj bodo r, s, t baricentrične koordinate točke P , tedaj lahko s sledečim algoritmom izračunamo vrenost polinoma p v točki P .*

for $k=1:d$

for $i=0:d-k$

for $j=0:i$

$$b_{d-i-k, i-j, j}^k = r * b_{d-i-k+1, i-j, j}^{k-1} + s * b_{d-i-k, i-j+1, j}^{k-1} + r * b_{d-i-k, i-j, j+1}^{k-1}$$

$$p(r, s, t) = b_{0,0,0}^d$$

Trditev 1.1. *De Casteljaujev algoritem potrebuje $d(d+1)(d+2)/2$ množenj.*

Dokaz. V notranji zanki na vsakem koraku naredimo 3 množenja. Notranja zanka se izvede $i+1$ krat. To pomeni da v drugi zanki ob vsaki iteraciji naredimo $3(i+1)$ množenj. Število vseh množenj v drugi zanki je torej enako

$$\sum_{i=0}^{d-k} 3(i+1) = \frac{3}{2}(d-k+1) * (d-k+2).$$

Za celotno število korakov je potrebno sešteti še korake glede na zunanjo zanko, kar prinese

$$\sum_{k=1}^d \frac{3}{2}(d-k+1) * (d-k+2) = d(d+1)(d+2)/2.$$

□

2 Modificirana Bernstein-Bezierjeva reprezentacija

Če imamo podan polinom v Bernsteinovi obliki

$$p(r, s, t) = \sum_{i=0}^d \sum_{j=0}^i b_{d-i, i-j, j} B_{d-i, i-j, j}^d(r, s, t),$$

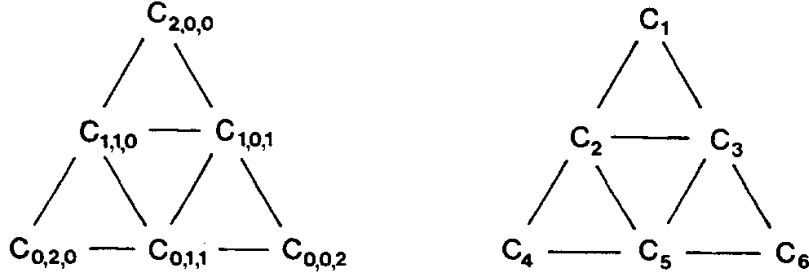
potem lahko tak polinom enostavno prepišemo v obliko

$$p(r, s, t) = \sum_{i=0}^d \sum_{j=0}^i c_{d-i, i-j, j} r^{d-i} s^{i-j} t^j,$$

tako da za koeficiente $c_{d-i, i-j, j}$ vzamemo

$$c_{d-i, i-j, j} = \frac{d!}{(d-i)!(i-j)!j!} b_{d-i, i-j, j}, \quad j = 0, \dots, i; i = 0, \dots, d.$$

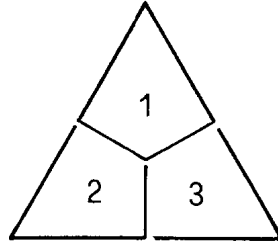
Tej obliki polinoma rečemo modificirana Bernstein-Bezierjeva oblika ali krajše MBB. Pokazati želimo, da se polinom v MBB obliki, da evaluirati hitreje kakor v klasični Bezierjevi obliki. Ideja, ki se skriva v ozadju je ta, da lahko p zapišemo v gnezdeni obliki. Poglejmo si na primeru polinomov stopnje 2. Označimo kontrolne točke na sledeči način:



Če razpišemo sedaj polinom glede na spremenljivko r dobimo:

$$\begin{aligned} p(r, s, t) &= \sum_{i=0}^2 \sum_{j=0}^i c_{2-i, i-j, j} r^{2-i} s^{i-j} t^j \\ &= r^2 \sum_{j=0}^0 c_{2, -j, j} s^{-j} t^j + r \sum_{j=0}^1 c_{1, 1-j, j} s^{1-j} t^j + \sum_{j=0}^2 c_{0, 2-j, j} s^{2-j} t^j \\ &= r^2(c_1) + r(c_2s + c_3t) + (c_4s^2 + c_5st + c_6t^2) \\ &= r^2(c_1 + \frac{s}{r}c_2 + \frac{t}{r}c_3 + \frac{s^2}{r^2}c_4 + \frac{st}{r^2}c_5 + \frac{t^2}{r^2}c_6) \\ &= r^2(\frac{s}{r}(c_2 + \frac{s}{r}c_4 + \frac{t}{r}c_5) + \frac{t}{r}(\frac{t}{r}c_6 + c_3) + c_1) \end{aligned}$$

Tako zapisan polinom lahko sedaj evaluiramo z manj množenji kot če bi izvedli De Casteljoujev algoritem. Tu je potrebno biti pozoren na to, da ne delimo z 0. Temu se lahko izognemo tako, da ločimo primere glede na to kje v kontrolnem trikotniku se nahajamo. Ločimo 3 primere kot je prikazano na sliki.



Posamezne regije so določena na sledeč način

1. $r \geq s, r \geq t$
2. $s > r, s \geq t$
3. $t > r, t > s$

S pravilno izbiro regije poskrbimo, da ne delimo z 0, hkrati pa se izognemo še deljenju z zelo majhnimi števili, ki bi jih dobili pri baricentričnih koordinatah blizu roba.

Zgornji primer lahko posplošimo na polinome poljubnih dimenzij.

Algoritem 2.1. [VS algoritem] Naj bo p polinom stopnje d podan v MBB obliki, ter naj bodo r, s, t baricentrične koordinate točke za katere velja $r \geq s, r \geq t$, tedaj lahko s sledečim algoritmom izračunamo vrednost polinoma p v točki (r, s, t)

```

 $sr = s/r, \quad tr = s/r$ 
 $A = c_{0,d,0};$ 
for  $i = 1:d$ 
     $B = c_{0,d-i,i}$ 
    for  $j = i:-1:1$ 
         $B = B * tr + c_{i-j+1,d-i,j-1};$ 
    end
     $A = A * sr + B;$ 
end
 $p(r, s, t) = Ar^d$ 

```

Trditev 2.1. Algoritem za izračun vrednosti polinoma v MBB obliki potrebuje $(d^2 + 5d)/2$ množenj.

Dokaz. Sledimo postopku iz dokaza trditve 1.1. □

Tu je potrebno povedati, da se lahko r^d izračuna hitreje, kot z $d - 1$ množenji, torej je samo število operacij v algoritmu še nekoliko manjše. Podobno lahko izpeljemo tudi algoritme za ostala območja.

Pojavlja se še vprašanje zahtevnosti pretvorbe polinoma v MBB obliko. Če se lotimo naivno in na novo poračunamo vse koeficiente potem nas ta postopek

stane $O(d^3)$ operacij. To povzroči, da je časovna zahtevnost, ki jo potrebujemo za izračun ene točke večja, kot če bi uporabili navadni De Casteljauev algoritem. Če pa na enem polinomu poračunamo večje število točk, postane VS algoritem bolj učinkovit.

Druga možnost, ki jo imamo pa je ta, da si v naprej poračunamo vrednosti s katerimi moramo množiti koeficiente polinoma. To je potrebno za vsako dimenzijo storiti le enkrat, nato pa za izračun novih koeficientov potrebujemo le še $(d^2 + 3d - 4)/2$ množenj. Temu postopku rečemo VSC algoritem. VSC algoritem je tako vedno bolj učinkovit kot De Casteljauev algoritem.

De Casteljauev algoritem deluje na konveksnih kombinacijah, kar je zelo stabilno če so vsi koeficienti nenegativni. To se v splošnem ne zgodi, a nam konveksnost vseeno zagotavlja, da bodo vmesne vrednosti omejene z normo začetnih koeficientov. Podobno omejitev pa lahko naredimo tudi pri VS algoritmu. Ker so vsi ulomki, ter spremenljivke (r, s, t) manjše od 1, velja da so vse vmesne vrednosti manše kot produkt norme koeficientov in števila koeficientov.

3 Polinom v Taylorjevi vrsti

Naj bo T trikotnik in naj bo p polinom stopnje d definiran na T . Naj bosta $u = x - x_1$ in $v = y - y_1$ določena na tak način. Tu sta (x_1, y_1) koordinati poljubnega oglišča trikotnika. Polinom p lahko potem zapišemo v Taylorjevi obliki kot

$$p(u, v) = \sum_{i=0}^d \sum_{j=0}^{d-i} a_{i,j} u^i v^j.$$

To obliko bomo krajše klicali TAY . Vrednost polinoma p v točki (u, v) lahko izračunamo s sledečim algoritmom.

Algoritem 3.1.

```

p = a0,d
for i = 1:d
  A = ai,d-i
  for j = 1:i
    A = A * u + ai-j,d-i
  end
  p = p * v + A
end

```

Trditev 3.1. *Taylorjev algoritem za izračun vrednosti polinoma potrebuje $(d^2 + 3d)/2$ množenj.*

Dokaz. Sledimo postopku iz dokaza trditve 1.1. □

4 Primerjava algoritmov

V spodnji tabeli lahko vidimo primerjavo števila množenj, ki jih posamezen algoritem izvede odvisno od stopnje polinoma.

d	2	3	4	5	6	7	8	9
dCas	12	30	60	105	168	256	360	495
VSC	12	21	32	45	60	77	96	117
VS	9	14	20	27	35	44	54	65
Tay	5	9	14	20	27	35	44	54

Dosedanji algoritmi imajo sledeča števila operacij, pri kateri smo poleg množenj dodali še deljenja, ki pa ne vplivajo bistveno na število operacij, ki jih moramo izvesti.

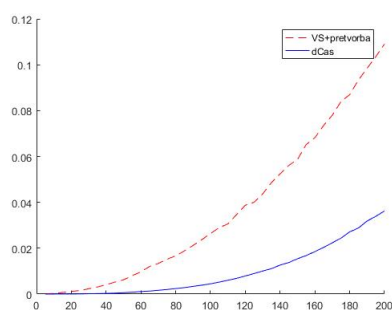
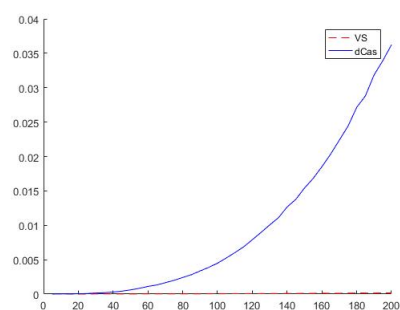
$$(d^3 + 3d^2 + 2d)/2 \quad \text{de Casteljou}$$

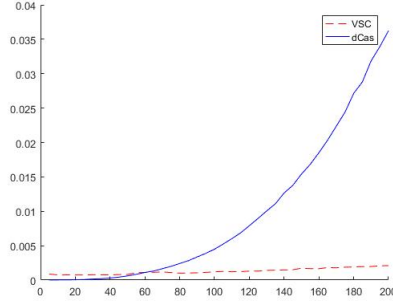
$$(2d^2 + 8d)/2 \quad \text{VSC}$$

$$(d^2 + 5d + 4)/2 \quad \text{VS}$$

$$(d^2 + 3d)/2 \quad \text{Taylor}$$

Tu je jasno vidno, da ima edino de Casteljoujev algoritem kubično zahtevnost, ostali algoritmi pa le kvadratično. Velikost razlike v številu množenj lahko jasno vidimo v zgornji tabeli. Opazimo tudi, da je Taylorjev algoritem najhitrejši. Vendar nas sama pretvorba iz Bernsteinove ali MBB oblike v Taylorjevo stane preveč, da bi se nam splačalo izvajati Taylorjev algoritem. Zaključimo lahko torej, da je v primeru, ko delamo s polinomi v Bernsteinovi obliki najboljši VSC algoritem. Na spodnjih grafih lahko vidimo še primerjavo algoritmov glede na časovno zahtevnost v odvisnosti od stopnje polinoma.





5 Gradient

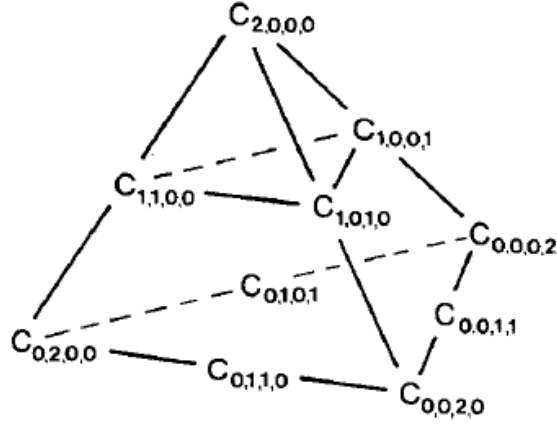
De Casteljaujev algoritem ne izračuna le vrednosti polynoma p v točki (r, s, t) , ampak hkrati vrne tudi gradient v tej točki. Če računamo z MBB algoritmom gradienta ne dobimo. Vendar pa je enostavno dobiti koeficiente $D_r p$ in $D_s p$, ki sta polinoma stopnje $d-1$. Njuni vrednosti izračunamo z VS algoritmov z d^2+3d množenj. Torej za vrednost in gradienta potrebujemo skupaj $(3d^2 + 11d + 4)/2$ množenj. Za $d \geq 4$ je to hitreje od de Casteljauja.

6 Polinomi na tetraedrih

Naj bo T tetraeder. Za vsako točko U iz T naj bodo (r, s, t, u) pripadajoče Baricentrične koordinate glede na T . Naj bo p polinom stopnje d definiran na T . Polinom p lahko zapišemo v modificirani Bernstein-Bezierjevi obliki kot

$$p(r, s, t, u) = \sum_{i=0}^d \sum_{j=0}^i \sum_{k=0}^j c_{d-i, i-j, j-k, k} r^{d-i} s^{i-j} t^{j-k} u^k.$$

Tako podan polinom ima $(d+1)(d+2)(d+3)/6$ koeficientov. Na sliki lahko vidimo te koeficiente v primeru $d=2$.



Kot v dvodimenzionalnem primeru, uporabimo nekoliko drugačen algoritem glede na to kje točka (r, s, t, u) leži v tetraedru. Definiramo štiri regije tetraedra.

1. $r \geq s, r \geq t, r \geq u$
2. $s \geq r, s \geq t, s \geq u$
3. $t \geq r, t \geq s, t \geq u$
4. $u \geq r, u \geq s, u \geq t$

Vrednost polinoma p v točki (r, s, t, u) , ki se nahaja v četrti regiji, lahko izračunamo s sledečim algoritmom.

Algoritem 6.1. Naj bo p polinom stopnje d podan v MBB obliki, ter naj bodo r, s, t, u baricentirčne koordinate točke za katere velja $u > r, u > s, u > t$, tedaj lahko s sledečim algoritmom izračunamo vrenost polinoma p v točki (r, s, t, u)

```

ru = r/u,          su = s/u          tu = t/u
A = c_{d,0,0,0};
for i = 1:d
    B = c_{d-i,i,0,0}
    for j = 1:i
        C = c_{d-i,i-j,j,0}
        for k = 1:j
            C = C * tu + c_{d-i,i-j,j-k,k}
        end
        B = B * ru + C
    end
    A = A * ru + B;
end
p(r, s, t, u) = Au^d

```


Trditev 6.1. *Zgornji algoritem za izračun vrednosti polinoma potrebuje $(d^3 + 6d^2 + 17d)/6$ množenj.*

Dokaz. Sledimo postopku iz dokaza trditve 1.1. □

Na podoben način lahko izpeljemo tudi algoritme za polinome več spremenljivk.

Literatura

- [1] Larry L. Schumaker, Wolfgang Volk, *Efficient evaluation of multivariate polynomials*, Computer Aided Geometric Design 3, North-Holland (1986) 149–154.