5.4.5. Genauere Betrachtung der Aktionen:

a) linker Rand von R_i:

1) Füge $s_i = R_i \cap SL$ ein.

statt einfügen von NL(v): count(v)++;

$\forall$ Knoten $\in C(s_i)$, die schon vorher einen Zähler count(v) > 0 hatten, brauchen wir nichts zu tun.

2). Falls count(v) von 0 auf 1 erhöht wird, dann:

- $TL(v) \leftarrow x_r(v) - x_e(v)$
- laufe von v nach oben und korrigiere die TL-Werte.

→ Laufzeit: $O(\log n)$, da wir Suchpfade von $C(s)$ zweimal durchlaufen.
(Laufzeit f. Insert)

b) rechter Rand von R_i:

1) entferne $s_i = R_i \cap SL$ aus Baum: count(v)--; $\forall v \in C(s_i)$

2) Falls nun count(v) = 0, dann müssen TL-Werte von v und seinen Vorfahren geändert werden.

→ Laufzeit: $O(\log n)$ (s. Insert)

c) Bei jedem Event-Pkt x: $A \leftarrow A + TL(\text{wurzel}) \cdot (x - x_{old})$.

5.4.6 Satz: Das Maß-problem von n achsenparallelen Rechtecken kann in Zeit $O(n \log n)$ und Platz $O(n)$ gelöst werden.

Beweis: 1). Platzbedarf ist $O(n)$, da keine Knotenlisten gespeichert werden, sondern in jedem Knoten zwei Zahlen count(v) und TL(v).

2). Rechtecke sortieren (nach linkem/rechten Rand) nach x-Koord. also
→ X-Struktur: $O(n \log n)$
Pro Event Zeit $O(\log n)$ für Operationen im Segmentbaum.

In unserem Bsp: